

ユビキタスサービス実現に向けたスケーラブルな  
モバイルネットワークアーキテクチャの研究  
Research on Scalable Mobile-Network Architecture  
for Ubiquitous Services Realization

2007 年 2 月

早稲田大学大学院情報生産システム研究科  
情報生産システム工学専攻 知能化ネットワーク研究

小川 猛志



<b>1. 序論</b>	<b>1</b>
1.1. 研究の背景と目的	1
1.2. 要求条件と課題	4
1.3. 論文の構成と各章の概要	5
1.3.1. 第2章の概要	5
1.3.2. 第3章の概要	6
1.3.3. 第4章の概要	7
1.3.4. 第5章の概要	7
<b>2. IP モビリティ技術の課題</b>	<b>8</b>
2.1. マクロモビリティ技術	8
2.1.1. マクロモビリティ技術の概要	8
2.1.2. マクロモビリティ技術の課題	10
2.1.3. マクロモビリティ技術の課題に関する従来の研究	10
2.2. シームレス・ハンドオーバ技術	13
2.2.1. シームレス・ハンドオーバ技術の概要	13
2.2.2. シームレス・ハンドオーバ技術の課題	14
2.2.3. シームレス・ハンドオーバ技術の課題に関する従来の研究	15
2.3. 本章の総括	17
<b>3. スケーラブルな移動管理サーバを実現する分散 DB アクセス方法の提案</b>	<b>18</b>
3.1. 検討の背景	19
3.2. 各節の概要	21
3.3. ネットワーク構成と分散形サービス制御プラットフォーム	22
3.3.1. ネットワーク構成	22
3.3.2. 分散形サービス制御プラットフォーム	24
3.4. 問題の所在とアプローチ方法	28
3.4.1. 従来方式と問題の所在	28
3.4.2. アプローチ方法	31
3.5. 提案する検索方法	33
3.5.1. 方式 C(ハイブリッド方式)	33
3.5.2. 方式 D(ハイブリッド機能分散方式)	35
3.6. 方式 C の評価	37
3.6.1. 所要モジュール数の評価	38
3.6.2. 方式 C の宛先 DB 決定表登録率 S について	51
3.6.3. 宛先 DB 決定表の運用方法	55
3.6.4. 現状の市販サーバハード仕様による各案の評価	55
3.7. 方式 D の評価	59
3.7.1. 各種モジュールの所要数評価	59
3.7.2. 所要モジュール数総計の評価	67
3.7.3. 主記憶容量及びプロセッサ性能の使用率と所要モジュール数の関係に対する考察	70
3.8. 本章の総括	72

<b>4.   サーバベース・シームレス・ハンドオーバー技術.....</b>	<b>75</b>
4.1. 研究の背景.....	76
4.2. 各節の概要.....	77
4.3. 標準技術によるサブネット間ハンドオーバー時間内訳.....	78
4.3.1. IPv6 の処理.....	78
4.3.2. IPv4 の処理.....	81
4.4. シームレス・ハンドオーバー技術(FMIP)の概要と課題.....	84
4.4.1. FMIP の概要.....	84
4.4.2. FMIP の課題.....	88
4.5. 提案するシームレス・ハンドオーバー方法.....	89
4.5.1. 集約配備法の提案.....	89
4.5.2. スムーズハンドオーバー機能実現方法.....	90
4.5.3. 高速ハンドオーバー実現方法の詳細.....	90
4.5.4. 標準のルータ及びレイヤ 2 設備との接続性.....	93
4.6. DHCP サーバ及び HA の切り替え.....	96
4.6.1. DHCP サーバの切り替え.....	96
4.6.2. HA(MAP)の切り替えについて.....	96
4.7. 提案の効果まとめ.....	97
4.8. 実機による提案方式の評価.....	98
4.8.1. 無改造の既存ルータと組み合わせた動作確認.....	98
4.8.2. ハンドオーバー処理時間の評価.....	100
4.9. 本章の総括.....	102
<b>5.   結論.....</b>	<b>103</b>
5.1. スケーラブルな移動管理サーバを実現する分散 DB アクセス方法の提案.....	104
5.2. サーバベース・シームレス・ハンドオーバー技術の提案.....	105
5.3. 今後の課題.....	106

# 図目次

図 1-1	目的とするモバイルネットワークの外部条件.....	3
図 2-1	モバイル IPv6 の動作概要.....	9
図 2-2	FMIPv6 の動作概要 .....	14
図 3-1	ユビキタスネットワークにおける移動端末と移動管理サーバの接続関係 .....	23
図 3-2	ネットワーク構成 .....	25
図 3-3	分散形サービス制御プラットフォームの構成.....	26
図 3-4	モジュール間通信方式.....	27
図 3-5	従来方式の動作概要.....	30
図 3-6	ユーザ毎のアクセス率.....	32
図 3-7	提案方式 C(ハイブリッド方式) .....	34
図 3-8	提案方式 D(ハイブリッド機能分散方式) .....	36
図 3-9	主記憶容量制限による所要モジュール数 .....	41
図 3-10	各方式の処理フロー .....	43
図 3-11	プロセッサ性能制限による所要モジュール数 .....	47
図 3-12	方式 A、B、C の所要モジュール数 .....	50
図 3-13	収容ユーザ数 $X$ と方式 C の所要モジュール数 .....	53
図 3-14	偏り係数 $C_2$ と方式 C の所要モジュール数の関係.....	54
図 3-15	方式 A、B、C の所要モジュール数 .....	57
図 3-16	振り分けモジュールの所要数 .....	64
図 3-17	DB 管理モジュールの所要数 .....	66
図 3-18	4 方式の所要モジュール数.....	68
図 3-19	4 方式の所要モジュール数(0 ~ 30 億端末近辺) .....	69
図 3-20	方式 D の主記憶装置及びプロセッサ使用率.....	71
図 4-1	IPv6 での無線 LAN 間ハンドオーバー例 .....	80
図 4-2	IPv4 での無線 LAN 間ハンドオーバー例 .....	83
図 4-3	FMIP の機能配備方法.....	86
図 4-4	FMIPv6 の基本的なシーケンス .....	87
図 4-5	提案する機能配備方法 .....	89
図 4-6	提案するサーバベース・シームレス・ハンドオーバー方式(IPv6).....	94
図 4-7	提案するサーバベース・シームレス・ハンドオーバー方式(IP4).....	95

図 4-8 試作ソフトの評価網構成 .....	99
図 4-9 試作ソフトにおける MN 内部のハンドオーバー処理シーケンス .....	101

# 表目次

表 3-1	2006 年 9 月時点の市販サーバハード仕様例 .....	38
表 4-1	各ハンドオーバ方式の比較.....	97
表 4-2	使用したソフト及び追加機能の概要 .....	99
表 4-3	提案方式試作ソフトによるハンドオーバ時間測定結果 .....	101





# 1. 序論

---

【関連論文【A1】～【A4】、【C1】～【C7】、【D1】～【D5】】

本章では、本研究の背景と目的を述べ、要求条件と課題、ならびに本論文の構成を示す。

## 1.1. 研究の背景と目的

近年、PC や PDA、情報家電やセンサ、アクティブタグなど多様かつ多数の移動端末が様々な無線メディアを使い分けて、いつでもどこでも IP ネットワークに接続可能なネットワークサービス(ユビキタスサービス)への期待が高まっている。

現時点において、各移動端末がネットワークへの接続で使用する無線メディアは、端末数において携帯電話が中心である。現状の携帯網は、日本国内の主要地域をカバーエリアとし、2006 年 6 月現在で約 9700 万加入を実現している【5】。ところが、無線設備が携帯網専用であり、また網内設備も大部分が専用設備のため、大規模化及び経済化には限界がある。一方、家庭や企業用に普及している無線 LAN 技術(IEEE 802.11a/b/g/n)【18】の応用により、最大通信速度の高速化(11n で 100Mbps 以上)、低価格な市販無線設備の部品流用による公衆無線設備コストの低減、また、網設備を固定網と共有することによる網コストの低減、が実現され、高速・低価格な公衆無線 LAN サービスが、特に北米やアジアで普及しつつある。また無線 LAN を発展させた無線 MAN 方式(IEEE 802.16-2004/16e-2005)も標準化が完了し、無線カバーエリアの広域化及び広帯域化により、さらなるコストダウンが期待されている。さらに、最大通信速度は低速であるが、極めて低コスト化を狙うあらたな無線方式(広域ユビキタス方式)【1】が提案されるなど、今後様々な無線メディアが登場すると思われる。

また、128 ビットのアドレスを使用可能な IPv6 関連の標準化が進み、膨大な数の端末を IP ネットワークに接続する基本技術がそろいつつある。現在の IP 通信は、ヒト対ヒトまたはヒト対モノ(サーバ)との通信が主流であるが、今後はモノ対モノの通信に拡大すると思われる。既に、主にヒトが操作する携帯電話、PC、PDA 等の端末に加え、ヒトの持ち歩く AV 機器、ゲーム機、腕時計、各種カード、家庭内の AV 機器、家電、さらには、街角の各種センサ・インターネットカメラなどの様々なモノが通信手段を持ち始めている。これら膨大な数の移動端末とネットワーク機能間の連携による高機能なサービスの創出が期待されている。

このため、ユビキタスサービス実現に向けては、最大で人口の数 10 倍の移動端末を IP ネットワークに接続し、様々な無線メディアをスムーズに切り替えて通信を継続可能とする技術が必要になると考えている。移動端末数の増大は徐々に進行すると考えられるため、段階的な規模の拡大を考慮して経済的にモバイルネットワークを構成するアーキテクチャ(以下スケーラブルアーキテクチャ)が必要である。図 1-1 に目的とするモバイルネットワークの外部条件を示す。

ユビキタスサービスを実現するモバイルネットワーク技術としては、無線メディアに独立でかつ IP より上位のレイヤに対しては移動を隠蔽可能な IP モビリティ技術【17】【19】の適用が望ましい。IP モビリティ技術は、マクロモビリティ技術と、シームレス・ハンドオーバー技術で構成し、両者の組み合わせによりシームレスな IP 通信サービスを実現する。それぞれのプロトコルデザインは、IETF(The Internet Engineering Task Force)を中心に活発に議論が進められているが、既存の IP モビリティ技術では、スケーラブルなアーキテクチャの検討はこれまで十分なされていない。

そこで、本論文ではスケーラブルなユビキタスサービスの実現を目的とし、IP モビリティ技術のスケーラビリティ上の 2 つの課題についてその解決方法を提案する。

第一に、マクロモビリティ技術において網内に集約配備し端末の位置、認証情報、サービス情報などのプロファイルの管理を行う移動管理サーバに着目、今後の需要変動を考慮し 30 億端末以上の収容を目標に設定し、従来方式【10】【11】【12】【13】において問題となっていた主記憶容量による制限とプロセッサ処理容量による制限を同時に改善する新たなデータベースアクセス技術の提案を行う。また、現状の市販サーバのハードウェアスペックを想定した数値計算の結果により、提案方式が従来技術【12】に比べて約 7 倍(約 70 億)の端末数までスケーラブルに 1 システムに収容可能であること示す(課題 1)。

第二に、従来の IP モビリティ技術【19】【20】【23】【25】ではサービスエリア内のネットワークに広域に配備された全アクセスルータへの機能追加が必須とされていたシームレス・ハンドオーバー機能に着目し、ネットワーク上に集中配置されたサーバのみへの機能追加によりシームレス・ハンドオーバーを実現する技術の提案を行う。本提案は集中配備されたサーバによるシームレス・ハンドオーバー機能の実現という点で世界初の提案であり、従来技術に比べて機能配備が必要な装置数を著しく削減する技術である。また、Linux OS 上の DHCP サーバに同技術のプロトタイプソフトを実装し、市販ルータと組み合わせた動作確認を実施した結果を示し、提案技術が、今後のユビキタスサービス実現の中核技術として利用可能な実用的技術であることを示す(課題 2)。

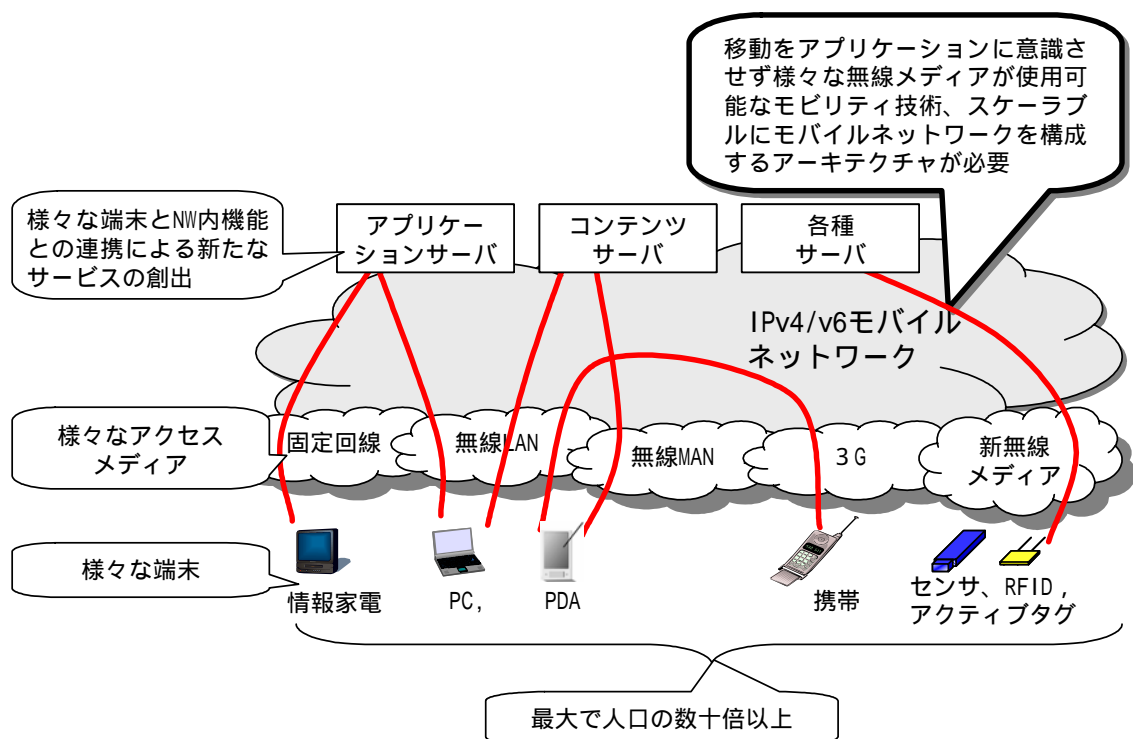


図 1-1 目的とするモバイルネットワークの外部条件

## 1.2. 要求条件と課題

ユビキタスネットワークにおいて、最大で人口の数 10 倍の移動端末を IP ネットワークに接続し、様々な無線メディアをスムーズに切り替えて通信を継続可能とするサービスを経済的に実現するために、スケーラビリティの観点でモバイルネットワークに要求される条件と課題について本節で述べる。

(要求条件 1) 段階的な規模の拡大を考慮して経済的にユビキタスネットワークを構成可能とするため、1 システムで最大 30 億端末以上を収容しかつ収容数にほぼ比例する装置数で移動管理サーバシステムを構成可能とする、新たなデータベースアクセス技術が必要である。

(要求条件 2) スムーズなユビキタスサービスの開始及び今後の維持管理コストの低減のため、ネットワーク上に集中配置されたサーバのみへの機能追加によりシームレス・ハンドオーバを実現可能とする技術が必要である。

上記のような要求条件を満足するためには、以下に示す 2 つのモバイルネットワークアーキテクチャに関する課題を検討しなければならない。

課題 1 スケーラブルな大規模リアルタイム分散データベースアクセス技術の明確化

課題 2 サーバベース・シームレス・ハンドオーバ技術の明確化

## 1.3. 論文の構成と各章の概要

本論文は、上記で述べたサービス連続技術に関する研究成果をまとめたものである。2章以降の概要を以下に示す。

### 1.3.1. 第2章の概要

第2章では、IP モビリティ技術を構成する従来のマクロモビリティ技術及びシームレス・ハンドオーバー技術の到達点と、スケーラビリティ上の課題を示す。

マクロモビリティ技術とは、移動端末がネットワークへの接続点を変更時に、移動端末と通信相手端末間の通信の継続をネットワークがサポートする技術である。具体的なプロトコルとしては、モバイル IP、LIN6(Location Independent Networking for IPv6)、(以上 IP レイヤでのモビリティ技術)、SIP(Session Initiation Protocol)モビリティ(セッション層でのモビリティ技術)等が該当する。いずれも、ネットワーク内に、移動端末の識別子と移動先の IP アドレスなどのプロファイルとの対応を管理するサーバ(以下移動管理サーバ)を配備する点が特徴である。同サーバにより、端末が移動時に、移動端末とその通信相手端末間の IP パケットを移動先に転送し、通信相手端末に対する移動端末の動的なアドレス解決を実施する等の機能により、端末が移動時の通信の継続をサポートする。リアルタイム性及び性能を考慮するとそれらプロファイルを管理するデータベース(以下 DB)は、主記憶装置(メモリ)内にデータを格納するインメモリ DB の適用が望ましいが、現状の市販ハードの適用を考慮すると、主記憶容量及びプロセッサ性能の制限から DB の分割が必要である。DB の分割に当たっては、移動管理サーバのアドレスを、他装置に対して論理的に一つとし、移動管理サーバの内部構造を外部から隠蔽することが望ましい。ところが、従来の技術を適用すると収容端末が増大するにつれて DB 分割によるオーバーヘッドが増加し、必要な DB 数が発散する問題がある。このため、必要な DB 数を収容端末数に応じてほぼ線形に構築可能とするスケーラブルな構成方法が課題である(課題 1)。

シームレス・ハンドオーバー技術とは、移動端末がネットワークとの接続点を変更時の、通信断時間及びパケット紛失数を削減するための技術である。具体的なプロトコルとしては、FMIP(Fast Handovers for Mobile IP)、高速ルータ広告手順等が提案されている。いずれも、移動端末が接続するリンク上のルータ(アクセスルータ)と、移動端末間の IP

レイヤ手順を工夫することにより実現する点が特徴である。このため、ユビキタスネットワークサービスを導入時及び機能追加時に、収容する端末数が少なくても、サービスエリア内の全アクセスルータに対応機能を配備する必要がある、サービス開始を妨げる可能性がある。このため、ネットワーク上の特定の装置のみに機能を配備することによりシームレス・ハンドオーバを実現する技術を明らかにする必要がある(課題2)。

### 1.3.2. 第3章の概要

第3章では、課題1に関し、リアルタイム性を要求される分散データベースについて、分散化のために必要なオーバーヘッドを削減し、分散データベースを構成する装置数を最小化するスケーラブルな分散データベース検索方式を明らかにする。具体的には、データベース(DB)へのアクセス頻度はアクセス数順位の冪乗にほぼ比例する(Zipf 則)という特徴を利用する。すなわち、アクセス頻度の高いデータの検索は必要なプロセッサ性能が少ない検索手法を適用し、アクセス頻度の低いデータの検索は必要な主記憶容量が少ない検索手法を適用するハイブリッド形方式とし、それぞれの検索方法を切り替える順位(切替値)を調整することで、全体で必要なプロセッサ性能と主記憶容量の比率を調整可能とする方法を提案している。さらに、アクセス頻度の偏り、収容端末数、適用可能な装置あたりのプロセッサ性能と主記憶容量等の条件に対して、必要な装置数を最小化する切替値を決定する計算式を導出し、現状の一般的な市販サーバのハードウェアスペックを想定した数値計算の結果、既存方式に比べ約7倍のスケーラビリティまで収容可能であることを示している。

従来のリアルタイム分散データベース検索方式では、現状の一般的な市販サーバスペックを前提とすると、1システムあたり約10億端末以上収容すると必要な装置数が無限大に発散し、目標とする30億端末までスケーラブルに収容することが出来ない。これに対し、筆者の提案方式は、約70億端末まで、収容端末数にほぼ比例した装置数でシステムを構築可能であり、スケーラビリティの観点で世界初の提案である。本方式はマクロモビリティ技術の種類には依存せず適用可能な技術であり、今後のユビキタスサービスの経済的な実現に有効に働くものと考ええる。さらには、移動管理サーバに限らず、主記憶容量による制限とプロセッサ処理容量による制限が発生しうるリアルタイムデータベース構築時には幅広く応用が可能な技術である。

### 1.3.3. 第 4 章の概要

第 4 章では、課題 2 に関し、ユビキタスサービスの導入の容易化とその後の維持管理コストの低減を実現するサーバベースのシームレス・ハンドオーバ技術を明らかにする。具体的には、従来シームレス・ハンドオーバ実現のためにはアクセスルータへの機能追加が必要とされていたが、既存プロトコルの分析により、アクセスルータやレイヤ 2 設備への機能追加をせずに、シームレス・ハンドオーバの実現が可能であることを世界で初めて明らかにしている。さらに具体的なシームレス・ハンドオーバ機能配備方法として、複数のアクセスルータで共有して使用可能な DHCP サーバ及びホームエージェントへ配備する機能配備案と、それを実現する新たなプロトコルを提案する。さらに、従来のアクセスルータベースの代表的なシームレス・ハンドオーバ方式である FMIP の残課題 (L2 処理時間の短縮方法、ハンドオーバ信号の認証方法など)を示し、それらを解決する方法を示す。さらに、Linux OS の端末及び DHCPv6 サーバ上に提案方式を実装し、無改造の市販ルータ及び無線 LAN 設備と組み合わせて評価し、本技術の有効性を明にしている。

従来のシームレス・ハンドオーバ方式では、サービスエリア内の移動端末が接続する全リンク内のルータ(アクセスルータ)にシームレス・ハンドオーバ対応機能を配備し、またそれらルータ間でシームレス・ハンドオーバ対応手順の相互接続検証を行う必要があった。これに対し、本提案では、複数のリンクで共有するサーバへ同機能を集約配備しシームレス・ハンドオーバを実現する世界初の方式である。本方式はマクロモビリティ技術の種類や、無線方式に依存せず適用可能な技術であり、ユビキタスサービスを広域で経済的に実現する上で有効に働くものと考ええる。なお、本方式については、IETF の標準化に向けて提案を実施中である。

### 1.3.4. 第 5 章の概要

ここでは、前章までで示した、ユビキタスサービスをスケーラブルに実現するために必要な、リアルタイムデータベース分散検索技術と、サーバベース・シームレス・ハンドオーバ技術の 2 つの提案内容とその評価結果を総括する。さらに、本研究がユビキタスサービスの実用化に果たす役割を述べる。

## 2. IP モビリティ技術の課題

---

【関連論文【A1】～【A4】、【C1】～【C7】、【D1】～【D5】】

本章では、IP モビリティ技術を構成する従来のマクロモビリティ技術及びシームレス・ハンドオーバ技術のそれぞれについて、技術の概要と、スケーラビリティ上の課題を示す。またそれら課題に関連する従来の研究を鳥瞰し、本研究で提案する技術の独自性・位置付けを従来技術と対比させて示す。

### 2.1. マクロモビリティ技術

#### 2.1.1. マクロモビリティ技術の概要

マクロモビリティ技術とは一般に、移動端末の識別子と、移動先の IP アドレスなどのプロファイルとの対応をネットワーク内に設置する移動管理サーバで管理し、移動端末とその通信相手端末間の IP パケットの転送や、通信相手端末に対する移動端末の動的なアドレス解決を実施し、移動端末がアクセスポイントを移動しても、移動端末と通信相手端末間の通信の継続をサポートする技術である。

具体的なプロトコルとしては、モバイル IP【16】【17】、LIN6(Location Independent Networking for IPv6)【2】、(以上 IP レイヤでのモビリティ技術)、SIP(Session Initiation Protocol) モビリティ【3】(アプリケーション層でのモビリティ技術)等が提案されている。それらプロトコルの中ではモバイル IP が最も研究及び実用化が進んでいる。

モバイル IPv6【17】では、端末が移動してもアプリケーションは常に同じアドレス(Home Address: HoA)を使用する。モバイル IPv6 の基本動作の概要を図 2-1 により以下に説明する。なお、端末には、移動管理サーバ(Home Agent: HA)と同じサブネットに属



し端末が移動しても継続して使用するアドレス(Home Address: HoA)を、事前に割り当てておく。

端末が HoA と異なるサブネットに移動すると、端末は移動先で得た IP アドレス (Care of Address: CoA)と HoA との対応を HA に登録する。

通信相手端末(CN)は、常に端末の固定アドレス(HoA)宛にパケットを送信する。

HA は HoA アドレス宛のパケットを移動端末に代理して受信すると、受信したパケットを HoA に対応する CoA 宛(図では CoA1)に IP in IP でカプセル化して転送する。

端末は HA から受信したパケットをデカプセル化し CN 宛 HoA 宛パケットを得る。

端末が移動すると移動先から得た CoA(図では CoA2)を HA に転送する。

CN は、端末が移動しても常に端末の固定アドレス(HoA)宛にパケットを送信する。

HA は HoA アドレス宛のパケットを CoA2 宛に IP in IP でカプセル化して転送する。

以上により、端末のアプリケーションから見ると常に固定の IP アドレス(HoA)を用いて、移動しても通信を継続する。

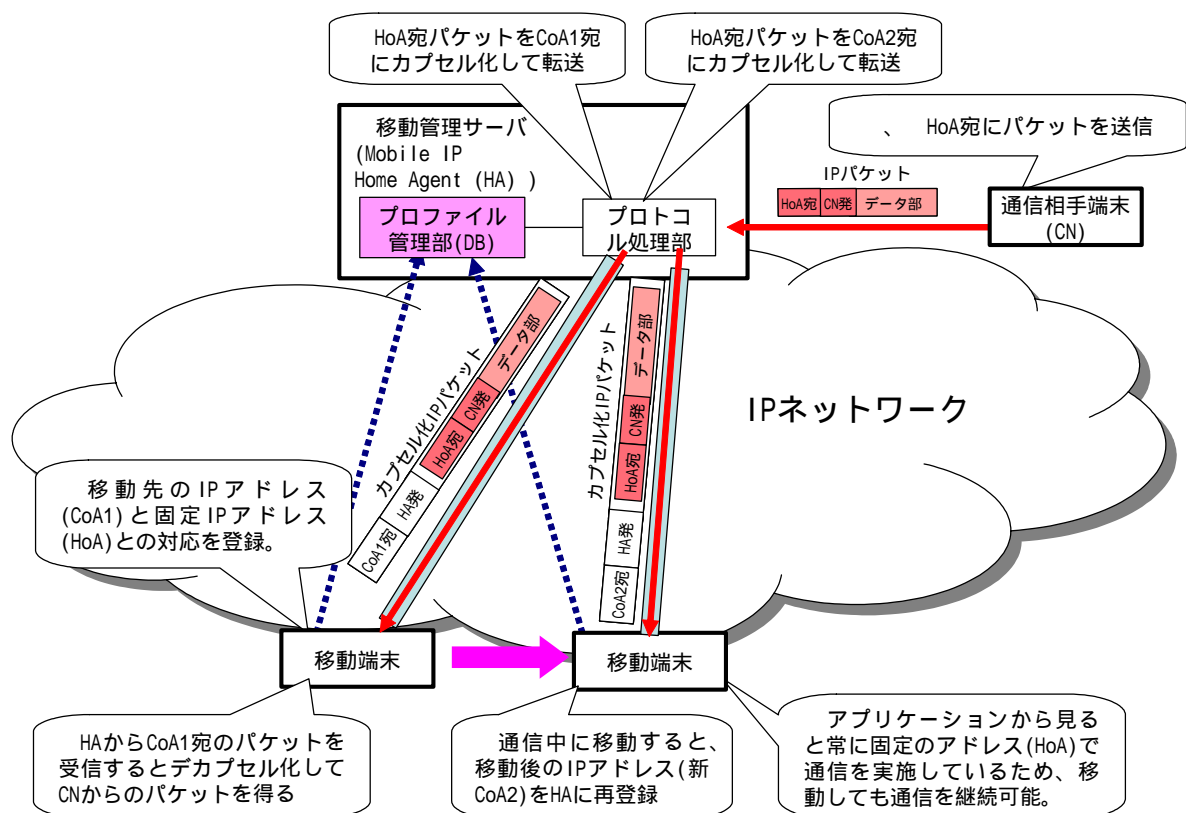


図 2-1 モバイル IPv6 の動作概要

### 2.1.2. マクロモビリティ技術の課題

移動管理サーバにおいて、移動端末のプロファイルを管理するデータベース(以下DB)は、リアルタイム性及び性能を考慮すると、主記憶装置(メモリ)内にデータを格納するインメモリ DB の適用が望ましいが、現状の市販サーバハードの適用を考慮すると、主記憶容量及びプロセッサ性能の制限から DB の分割が必要である。DB の分割に当たっては、移動管理サーバのアドレスを、他装置に対して論理的に一つとし、移動管理サーバの内部構造を外部から隠蔽することが望ましい。ところが、従来の技術を適用すると 3 章に定量的に示すように、収容端末が増大するにつれて DB 分割によるオーバーヘッドが増加し、必要な DB 数が発散する問題がある。このため、移動管理サーバの内部構造を外部から隠蔽しつつ、必要な DB 数を収容端末数に応じてほぼ線形に構築可能とするスケーラブルな構成方法が課題である。

### 2.1.3. マクロモビリティ技術の課題に関する従来の研究

本節では、スケーラブルな大規模リアルタイム分散データベースに関連する従来の類似の研究を鳥瞰し、本研究で提案する技術の独自性・位置付けを従来技術と対比させて示す。

小寺ら【10】は、分散構成を隠蔽する観点から広域網における分散 DB 管理システムの実現法を提案している。データへのアクセス元は、データとそれを保持する DB との関係を管理せず、独自に開発した高信頼マルチキャスト通信方式を使用して、システムを構成する全 DB へアクセス要求を送信する。また、マルチキャスト範囲を動的に変更する機構、特定サイトダウン時の正常動作保証方法についても触れている。しかしながら、分散された DB の数が増加していった場合にはマルチキャスト通信を受信するプロセッサの処理量が増加してしまい、収容できる端末数が低く制限されてしまう。しかも、文献【10】には、DB 規模の想定される変動範囲や DB へのアクセスパターンに着目した実現法の検討、システムの実現に必要とされる主記憶容量やプロセッサ処理量に関する定量評価はいずれも示されていない。

また、中尾ら【11】は、サービス業務を実行する複数の処理ホストとこれらの運転管理を集中して実行する 1 台の運転ホストとがローカルエリアネットワーク(LAN)で接続された分散システムと、上記運転ホストに通信回線経由で接続し遠隔から分散システムの監視・制御を行うオペレータ端末とで構成される企業情報網(enterprise information

network)を対象に、遠隔のオペレータが処理ホストの分散構成を意識しないで済む方式を提案している。即ち、遠隔の端末上で打ち込まれたコマンドを受信した運転ホストが、当該コマンドを同報により複数の処理ホストへ送信する方式を提案している。更に、ある処理ホストが故障した時に当該ホストを同報対象からはずすことにより、コマンド応答時間の遅れを回避する方式を提案している。しかしながら、複数の運転ホストへのコマンド通信には、文献【10】と同様に同報(マルチキャスト)方式を用いるため、本研究で取り上げている問題の解決にはなっていない。また、提案している方式がどの程度のホスト数に対してまで有効に働くかの定量的な評価も示されていない。

増田ら【12】は、1つのDBを複数の分割し分割されたものを複数モジュールに配備する分散制御形データベースサーバを対象に、分散構成をデータへのアクセス元に意識させないという条件の下に、DBへの効率的アクセスを可能とするアーキテクチャについて検討している。即ち、ネットワークによって任意に選択されたDB管理モジュールが、DBアクセス先のモジュールを宛先DB決定表(即ち、端末番号をインデクスとして、その端末の情報をDB上に保持するモジュールを検索するための表)を検索して決定し、そこを宛先に指定してデータベースアクセス要求を転送するユニキャスト形方式(方式A)と上記宛先DB決定表を持たずマルチキャストの形で全モジュールへ転送するマルチキャスト形方式(方式B)の2つの方式を比較している。まず、両者について個々のモジュールが具備する主記憶の容量やプロセッサの処理容量から決まる所要モジュール数の定量評価を行い、方式Aでは主記憶上にDBと宛先DB決定表を保持する必要があるため端末数の増加に応じて宛先DB決定表のサイズが増加しDB領域を圧迫し全て食いつぶしたところで所要モジュール数が無限大に発散してしまうこと、一方、方式Bではアクセス要求を受信したモジュール内にアクセス先のデータを持たない場合でも他の各モジュールからマルチキャストされるDBアクセス要求を受信して処理するため、DBアクセス要求の受信処理量がプロセッサ処理容量を圧迫してしまうことを示し、両者を総合した場合には端末数の増加に対して所要モジュール数の増加を緩やかにできる点で方式Bが有利であることを指摘している。また、モジュール間でやり取りされる単位時間当たりのDBアクセス要求数の定量評価を通して、方式Bでは各モジュールはアクセス先のデータを持たない場合でも他の各モジュールからマルチキャストされるDBアクセス要求を受信する必要があるため方式Aよりも高いモジュール間通信性能が各モジュールに要求されることを示している。そして、これらの結果から、所要モジュール数の差で得られるコスト利得を、モジュール間通信性能を実現するためのコスト増が上回らない範囲で、自

律分散技術のメリットを活かせる方式 B が良いと結論している。しかしながら、モジュール間通信にマルチキャストを利用する方式 B では、上述したように、各モジュールは、自分がアクセス先のデータを所有していない場合でも他の各モジュールからマルチキャストされる DB アクセス要求を常に受信することになるため、モジュール数に比例したモジュール間通信性能が各モジュールに要求され、収容端末数の増加に伴い方式的な限界が生じる。今後のユビキタスサービスの需要拡大(30 億端末以上を想定)を考慮すると、3 章の定量評価結果に示すようにスケーラビリティの確保が解決されていない。

以上を要するに、今後のユビキタスサービスの需要拡大に対応可能なスケーラブルなデータベースアクセス技術は従来実現されていない。そこで、本論文では、DB へのアクセス要求に端末間の偏りがある点に着目し、アクセス頻度の高い少数端末へのアクセスにはユニキャスト通信を、そうでない多数端末へのアクセスにはマルチキャスト通信を適用することで、従来方式において問題となっていた主記憶容量による制限とプロセッサ処理容量による制限を同時に改善する新たなデータベースアクセス技術の提案を行う。

## 2.2. シームレス・ハンドオーバー技術

### 2.2.1. シームレス・ハンドオーバー技術の概要

シームレス・ハンドオーバー技術とは一般に、移動端末が移動先で使用する IP アドレスなどの各種 IP レイヤ、MAC レイヤ及び使用する無線メディア種別などの無線メディア情報を、標準の IP プロトコルに比べて高速にネットワークから入手し、かつ、移動後に移動端末とアクセスルータ間で必要な移動検出手順やアドレス重複検出手順等の手順を高速化することで、移動端末が無線メディアを切り替える際の通信断時間を短縮する技術(高速ハンドオーバー技術)と、切替中に移動端末宛のパケットを網内でバッファすることにより切替中のパケット紛失数を削減する技術(スムーズハンドオーバー技術)で構成される。

具体的なプロトコルとしては、Fast Handovers for Mobile IP(FMIP)(スムーズハンドオーバー技術)【19】【20】、高速ルータ広告手順(高速ハンドオーバー技術)【23】等が該当する。いずれも移動端末が接続するリンク内のルータ(アクセスルータ)の IP レイヤ処理を従来の標準仕様から変更することで実現している。アドレスの管理方法などが IP のバージョンにより異なるため、シームレス・ハンドオーバー技術も、IP のバージョンにより実現方法が異なる。IETF では FMIPv6 の検討が最も先行し、既に experimental RFC【19】が承認されている。FMIPv6 の基本動作の概要を図 2-2 により以下に説明する。

端末は無線メディアの電波強度や品質を監視し無線メディアの変更を予測すると、接続中の無線リンク内のルータ(アクセスルータ)から移動先で使用する IP アドレスなどの情報を得る。

アクセスルータ(図では AR1)は、端末が無線メディアの変更処理を開始すると、端末からの指示により端末宛のパケットを移動先の IP アドレス(図では CoA2)宛パケットに IP in IP デカプセル化して送信する。

移動先のアクセスルータ(図では AR2)は CoA2 宛のパケットを受信すると、端末が新しい無線メディアの接続するまで、同パケットを AR2 内にバッファする。

端末は移動先の無線メディアに接続すると、AR2 に CoA2 宛パケットの送信を指示、受信したパケットをデカプセル化し、移動前に使用していたアドレス(図では CoA1)宛のパケットを得る。

以上の処理により、移動後の AR と MN 間の IP レイヤ手順を削減し高速ハンドオーバを実現、またハンドオーバ中に AR2 でパケットをバッファすることで、スムーズハンドオーバを実現する。モバイル IP と組み合わせた場合、HA への位置登録は、MN と AR 間のハンドオーバ手順完了後に行う。AR 間でパケットを転送するため HA への位置登録処理完了前でも通信を継続可能である。

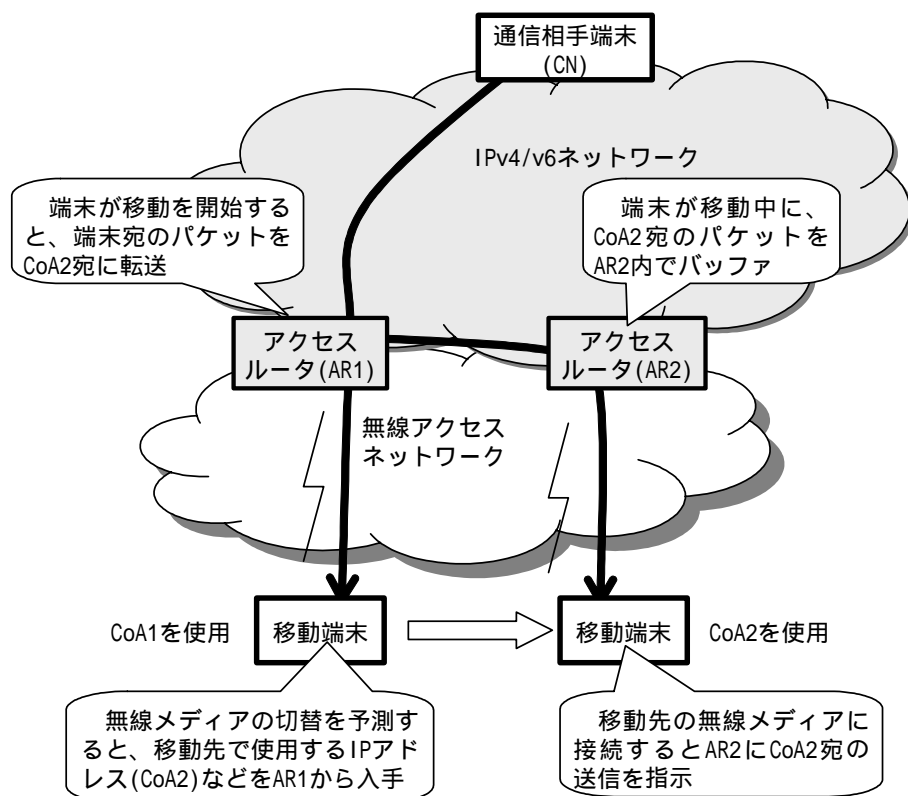


図 2-2 FMIPv6 の動作概要

## 2.2.2. シームレス・ハンドオーバ技術の課題

従来のシームレス・ハンドオーバ技術では上記シームレス・ハンドオーバ機能を AR 上に機能配備することが前提なため、広いエリアでシームレス・ハンドオーバ機能を提供する場合、多数の AR に一斉に機能追加が必要である。また FMIP では AR 間の連携が必要なため、様々なメーカ・機種 of AR 間で相互接続が確認されている必要がある。以上 2 点はサービス導入時に障壁になる可能性があり問題である。また、FMIP では AR 間でパケットを転送する機能があるが、悪意端末によるなりすましを防ぐためには MN と AR 間

の FMIP 信号についてユーザ認証を行う必要がある。ところが、ハンドオーバ毎に FMIP 信号を終端する装置 (AR) が変更になるため、ハンドオーバ時間を長くせずにユーザ認証で使用するセキュリティアソシエーション (Security Association: SA) を、NAR と MN 間に設定する方法が課題である。本課題への対策案についてはいくつかの方法【D3】【21】が提案されているが、処理量が重い、特定の認証方法に依存しているなどの問題があり未だ解決していない。また 3 章で詳細に示すように、レイヤ 2 再接続時間を短縮する機能がない、また、ステートフルアドレスの管理方法について DHCP との整合が未解決、などの課題がある。

以上を要すると、シームレス・ハンドオーバ機能の配備装置を全アクセスルータから集約装置へ見直すことで、初期コスト及び維持コストを削減する新たなシームレス・ハンドオーバ技術が必要である。またプロトコル上の残課題を解決する方法が課題である。

### 2.2.3. シームレス・ハンドオーバ技術の課題に関する従来の研究

本項では上記課題について、FMIP 以外の研究状況を鳥瞰し、本研究で提案する技術の独自性・位置付けを従来技術と対比させて示す。

IETF dna WG では、移動後の NAR と MN 間の IP レイヤ処理時間を短縮する観点で、NAR と MN 間のルータ広告手順 (RFC2461)【22】を見直し、移動後に使用するネットワークブレイフィックスなどの情報を、従来の手順に比べて高速に確定可能な、高速ルータ広告手順【23】の検討を行っている。ところが、本提案においても、AR への機能追加及び AR 間の連携が前提のため、サービス導入時の障壁になる可能性がある。さらに、NAR と MN 間で高速ルータ広告信号を高速に認証する手順については解決されていない。また、スムーズハンドオーバ機能や、レイヤ 2 (以下 L2) の再接続時間を短縮する機能は検討の対象外となっている。

また、モバイル IP における位置登録時間を短縮する観点で、モバイル IP 技術を拡張した階層化モバイル IP (Hierarchical Mobile IP: HMIP) が Mipshop WG で検討されている【24】。HMIP では、MN の広域な移動はホームエージェント (Home Agent: HA)【17】で管理し、MN のローカルな移動は、MN の近辺にあるモバイルアンカーポイント (Mobile Anchor Point: MAP) で管理することで、MAP の近辺で MN が移動する場合は、標準のモバイル IP 技術に比べて MN の位置登録に要する時間を短縮する。さらに、MAP において、ハンドオーバ中に MN 宛パケットをバッファすることで、ハンドオーバ中のパケットロス

を防止し、また NAR と MN 間のルータ広告手順を見直すことで NAR と MN 間の IP レイヤ処理時間を短縮する提案(HMIP-Bv6)がある【25】。ところが、本提案においても、AR への機能追加が前提であり、さらに同一リンク上にルータが複数存在する場合が考慮されておらずサービス提供時の網構成に制限が発生する。また、レイヤ 2 の再接続時間を短縮する機能は考慮されていない。

また、ハンドオーバー実施時の TCP スループット低下を防止する観点で、網内の装置で TCP コネクションのパケットをモニタし、ハンドオーバーによりパケットロスが発生した場合、網内装置で MN の通信相手端末になりすまして MN にパケットを再送することで、通信相手端末における TCP 輻輳制御機能(スロースタート)の発生を抑止し、TCP スループットの低下を防止する提案がある【26】。本提案をモバイル IP の HA に適用することで、AR に機能を追加せずにハンドオーバー時の TCP スループットの低下を防止可能であるが、TCP 以外のトランスポート層プロトコル(UDP や IPsec トンネル)への対応は出来ない。また、ハンドオーバー時間を短縮する機能については、考慮されていない。

さらに、L2 接続時間を短縮する観点で、無線 LAN の設定値を最適化する検討がある【27】。L2 接続時間は、接続可能な AP を探索するために各無線チャネル(以下 ch)で Probe 信号を送信し AP からの応答を待つ処理(以下 AP サーチ処理)が支配的であるが、従来の無線 LAN 製品では、AP の使用率が 1 に近くても、確実に応答を受信できるように、probe の応答待ちタイマ(MaxChannel Time)を 100ms ~ 数 100ms に設定している例が多い。ところが、無線 LAN セルを連続して配備する場合は、使用率の高い AP の応答を待って、ハンドオーバー時間が長くなるよりは、使用率の低い(応答時間の早い)AP を選択し、高速にハンドオーバーを実現した方がサービス品質がよいと考えられる。このため、文献【27】では AP の使用率と probe への応答時間の関係を解析し、802.11b の場合で応答待ちタイマは 10ms 程度が最適値であることを示している。ところが、無線 LAN では複数の ch を使用可能(例えば 802.11b の場合、日本国内では 14ch 使用可能)であるため、サービスエリア内の AP が使用する ch を予め MN に設定しない場合、AP サーチ時間が使用可能な ch 数に比例して長くなる課題が解決されていない。

以上を要するに、従来のシームレスハンドオーバー技術では、ネットワーク内の集約装置のみへの機能追加によるシームレス・ハンドオーバーの実現方法や、レイヤ 2 の再接続時間の短縮方法などの課題が解決されていない。そこで、本論文では、マクロモビリティ実現のために網内に集約設置する移動管理サーバと、一般の IP 網で通常集約配置される DHCP サーバに着目し、それらにシームレス・ハンドオーバー機能を配備し、アクセスルー



タなどそれ以外のネットワーク装置への機能追加を不要とする新たな機能配備方法を提案する。さらに従来技術で実現されていないそれら課題を解決する方法を提案する。

## 2.3. 本章の総括

本章では、IP モビリティ技術を構成する従来のマクロモビリティ技術及びシームレス・ハンドオーバ技術のそれぞれについて、技術の概要と、スケーラビリティ上の課題を示した。またそれら課題に関連する従来の研究を鳥瞰し、本研究で提案する技術の独自性・位置付けを従来技術と対比させて示した。

マクロモビリティ技術においては、位置管理サーバにおいて端末のプロファイルを管理するデータベースをスケーラブルに構成する方法が課題であるが、従来の研究では解決されていない。

シームレス・ハンドオーバ技術では、網内に集約して配置可能なサーバによる実現方法が課題であるが、従来の研究では実現されていない。

このため、本論文ではこれら課題を解決する技術について提案を行う。

### 3. スケーラブルな移動管理サーバを実現する分散 DB アクセス方法の提案

---

【関連論文【A2】【A4】【C1】【C5】【C6】【C7】【D4】【D5】】

本章では、今後のユビキタスサービスの実現に必要な移動管理サーバについて、分散されたデータベース(DB)へのアクセスを効率的に行う新たな方式を提案する。ユビキタスサービスを経済的に実現するためには、最大で人口の数 10 倍以上の端末を、端末数にほぼ比例したハード量で収容可能とするスケーラブルなアーキテクチャが必要と考えている。従来、分散された DB へのアクセス方式案として、ネットワークから受信した DB アクセス要求を宛先の DB へ転送するユニキャスト形方式(方式 A)とマルチキャストで届けるマルチキャスト形方式(方式 B)の 2 つが提案されているが【10】【11】【12】、前者では宛先決定表のサイズ増が主記憶容量を圧迫し、後者では毎回のマルチキャスト通信がプロセッサ処理容量を圧迫するため、どちらも十分なスケーラビリティが得られなかった。そこで、本章では、将来の需要変動を考慮し、最大で 30 億端末収容を目標に、DB へのアクセス要求に端末間の偏りがある点に着目し、アクセス頻度の高い少数端末へのアクセスにはユニキャスト通信を、そうでない多数端末へのアクセスにはマルチキャスト通信を適用するハイブリッド形方式(方式 C)を提案する。次に、方式 C において両通信を使い分ける切替値を方式制御パラメータとして導入し、その値を最適に選ぶことにより、従来方式における移動端末収容限界が同時に解消し、幅広い収容範囲において最小設備での運用が可能となることを定量的に示す。さらに、方式 C をベースに機能を分散させることで、規模拡大時に発生する主記憶容量圧迫をさらに低減し、大規模時のスケーラビリティを向上させる、機能分散ハイブリッド形方式(方式 D)を提案し、方式 C と方式 D の適用範囲を定量的に示す。

### 3.1. 検討の背景

携帯電話や PHS 等のユビキタスサービスが拡大を続けている【4】。携帯電話の契約数は、2006 年 6 月末時点で 9700 万台を上回っている状況である【5】。これらのサービスは、公衆電話網(PSTN: Public Switched Telephone Network)をベースとする高度インテリジェントネットワーク(AIN: Advanced Intelligent Network)【6】によって実現されている。最近では、インターネットの著しい進展と相俟って、IP 網にも拡大することを目的に VoIP やモバイル IP の基盤構築に向けた検討が積極的に行われている【7】【8】。

ユビキタスサービスでは、呼設定を行うために端末の位置情報や認証情報等が必要であり、これらはネットワーク上に配備されたデータベース(DB)に保持される。位置情報や認証情報は各端末に付随する情報であり、端末当たり数 100B 程度(注: 商用化済みの PHS サービスで約 400B)必要となる。現在の IP 通信は、ヒト対ヒトまたはヒト対モノ(サーバ)との通信が主流であるが、今後はモノ対モノの通信に拡大すると思われる。既に、主にヒトが操作する携帯電話、PC、PDA 等の端末に加え、ヒトの持ち歩く AV 機器・ゲーム機・腕時計・各種カード、家庭内の AV 機器・家電、さらには、街角の各種センサやインターネットカメラなどの様々なモノが通信手段を持ち始め、これら移動端末間の連携による高機能なサービスの創出が期待されている。このため、将来的には 30 億( $=3 \times 10^9$ )以上の端末を収容可能な大規模 DB が必要になると考えられる。

AIN では呼設定に用いる DB をサービス制御ノード上に保持するが、当該ノードではサービスのリアルタイム性を保証する観点から、DB を主記憶装置(メモリ)上に確保する方式が採用されてきた【9】。主記憶装置の容量は、プロセッサの機種、ハードウェア実装及びオペレーションシステムの種類等によって決定される。64 ビット系ソフトウェアの開発を行う場合、論理的には扱える主記憶容量は最大 16 エクサバイトになるが、実装上の制限が発生する。2006 年現在では、市販ハイエンドサーバ(例: Dell PowerEdge 2900、HP ProLiant DL580 G4)の最大主記憶容量は 3.6 節に示すように 48GB ~ 64GB 程度である。これら容量を前提とした場合、DB が大規模になるに伴い、それを 1 つの主記憶装置には収容しきれない状況となる。また、DB アクセス時の所要プロセッサ性能の観点からも、1 装置のプロセッサでは、処理がしきれなくなる。従って、DB を複数の DB に分割し、複数の装置で構成する方法が必要となる(以下分割した DB を収容する装置をモジュールと呼ぶ)。この種の構成を採用することにより、ユビキタスサービスの需要の変動に対しモ

ジュール数の増減で対応できるだけでなく、需要に見合ったモジュール数を設備することによりモジュール内のリソースを有効稼働させることができる。

本章では、ユビキタスサービスの今後の需要拡大にスケーラブルに対応可能な移動管理サーバの実現を目的に、1 つの DB を複数に分割し、分散された DB へのアクセスを効率よく処理するプラットフォーム(以下分散形サービス制御プラットフォーム)を追求する。

## 3.2. 各節の概要

第 3.3 節以降の各節の概要を以下に示す。

第 3.3 節では、ユビキタスサービスの方式構成と本論文で対象とする分散形サービス制御プラットフォームについて示す。続く、第 3.4 節では、従来のユニキャスト方式に存在する主記憶容量を圧迫する問題及びマルチキャスト方式に存在するプロセッサ処理容量を圧迫する問題を示す。続いて、DB アクセス頻度が Zipf 則【13】【14】で近似できることを示し、それらボトルネックを解消するためのアプローチとして、DB アクセス頻度に応じてユニキャスト、マルチキャストの各方式を使い分けるハイブリッド形方式の適用及び、大規模時の主記憶容量圧迫の低減のための機能分散が有効なアプローチであることを指摘する。第 3.5 節においては、本論文で提案するハイブリッド形方式及びハイブリッド方式にさらに機能分散をくみあわせた方式(以下ハイブリッド機能分散方式)の動作概要を説明する。続く第 3.6 節においては、ハイブリッド方式について、各モジュールが備える主記憶装置やプロセッサの容量から決まる所要モジュール数の定量評価例を示す。ユニキャスト方式における主記憶容量ネックの問題がどのように改善されるか、更に、マルチキャスト方式におけるプロセッサ処理容量の問題がどのように改善されるかを、所要モジュール数の削減効果の観点から示す。更に、ユニキャストとマルチキャストとをアクセス先データに基づいて切り替える方式制御パラメータの値と所要モジュール数との関係について評価する。続く第 3.7 節では、ハイブリッド機能分散方式について、所要モジュール数の定量評価例を示し、ハイブリッド方式との適用範囲を明らかにする。第 3.8 節で第 3 章の総括と今後の課題を示す。

### 3.3. ネットワーク構成と分散形サービス制御プラットフォーム

本節では、ユビキタスサービスを実現するネットワークの接続構成と本論文で検討の対象とする分散形サービス制御プラットフォームについて示す。

#### 3.3.1. ネットワーク構成

図 3-1 にユビキタスサービスを実現するネットワークの接続構成を示す。全体の方式は、端末を収容するアクセスポイント、マクロモビリティを実現するために必要な移動管理サーバを保持し端末からの要求に応じて DB アクセスを行うサービス制御ノード、及び両者の間で制御情報(トランザクション)を転送するネットワークにより構成される。

サービス制御ノードは、内部の DB 上に移動端末の位置情報や認証用の情報を保持する。ユビキタスサービスを実現するマクロモビリティでは、一般に通信相手端末の位置に依存せず指定可能な端末番号として論理番号(例: モバイル IP の場合ホームアドレス)を使用する。発呼を受け付けたアクセスノードは、通信相手の論理番号からその番号に対応する情報を持つサービス制御ノードを割り出し、ネットワーク経由で位置情報(物理番号)等の問い合わせや、物理番号への転送(例: モバイル IP の場合気付けアドレスへの転送)を行う。問い合わせを受けたサービス制御ノードは、DB を検索して対応する位置情報を取得し、問い合わせ元へ返送する。

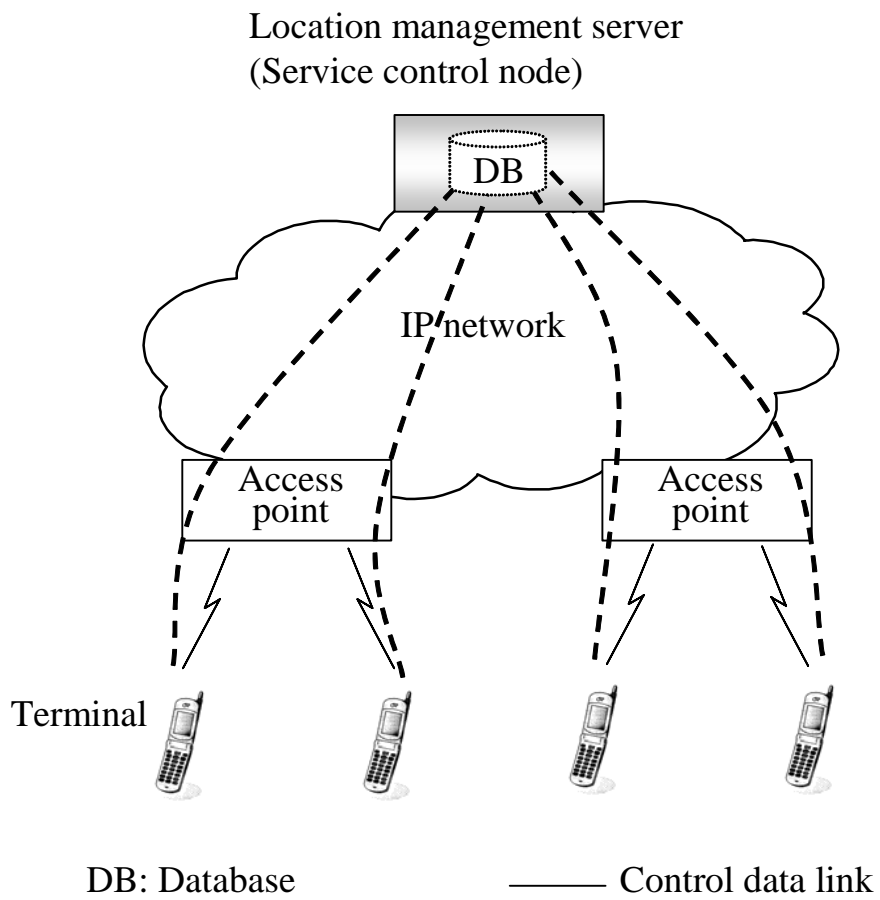


図 3-1 ユビキタスネットワークにおける移動端末と移動管理サーバの接続関係

### 3.3.2. 分散形サービス制御プラットフォーム

#### (1) ネットワーク構成

ユビキタスサービスの今後の需要拡大を考慮した場合、サービス制御ノードにおいて大規模な DB の保持が必要となる。大規模な DB を実現する方式案としては、以下の 2 つが考えられる(図 3-2)。

(i) 独立ノード複数設置方式：DB を有する小規模ノードをネットワークの先に独立に複数設置(例：県毎)。端末、オペレーションシステムや他システムなど DB にアクセスする装置は、端末の在圏位置や設定情報等のコンテキスト及びアクセス目的により、アクセスするノードを決定する方式

(ii) モジュール分散形単一大規模ノード構成方式：

DB を有するモジュールを結合機構で複数結合して 1 つの分散制御形大規模ノードを構成。端末、オペレーションシステムや他システムなど DB にアクセスする装置は、常に同一ノードにアクセスする方式

経済性の観点では、モジュール間結合機構等の付加的装置(即ち、図 3-2 の( )において複数のモジュールをバス形に接続している部分であり、モジュール間の通信を実行する各モジュール内の通信制御装置やモジュール間で転送パケットを中継するスイッチ等)の不要な方式案(i)が、DB 規模が小さい場合は経済的であるが、収容端末数の増加に伴う DB 規模の拡大を考慮した場合、収容端末数の増加に対する設備コストの増加率が小さくて済む方式案(ii)がより望ましいと考えられる(具体的な比較を付録に示す)。

また、端末、オペレーションシステムや他システムなど DB にアクセスする他装置への影響を考慮すると、それらに対して、常に同一アドレスでアクセスが可能で、DB の装置構成を隠蔽可能な方式案(ii)が望ましい。

以上より、本論文では方式案(ii)を前提とする。



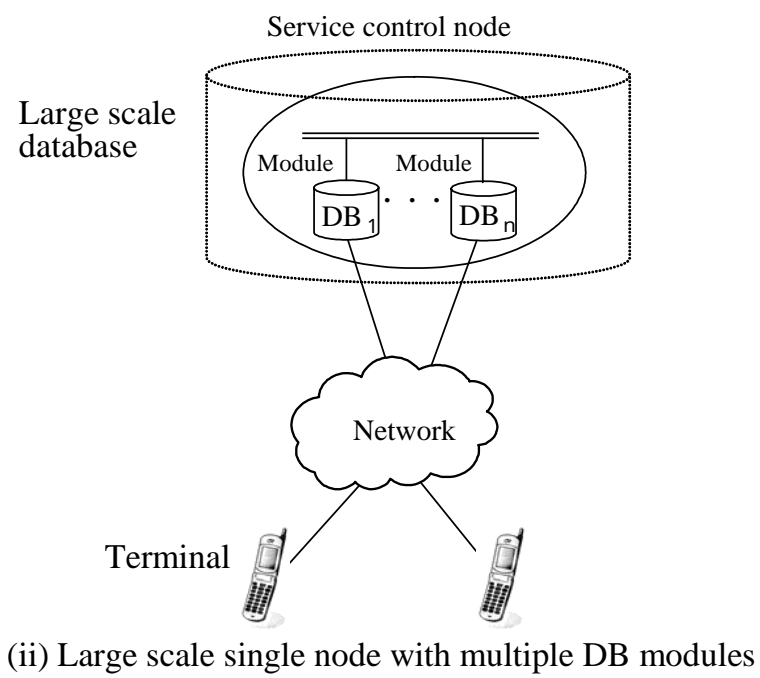
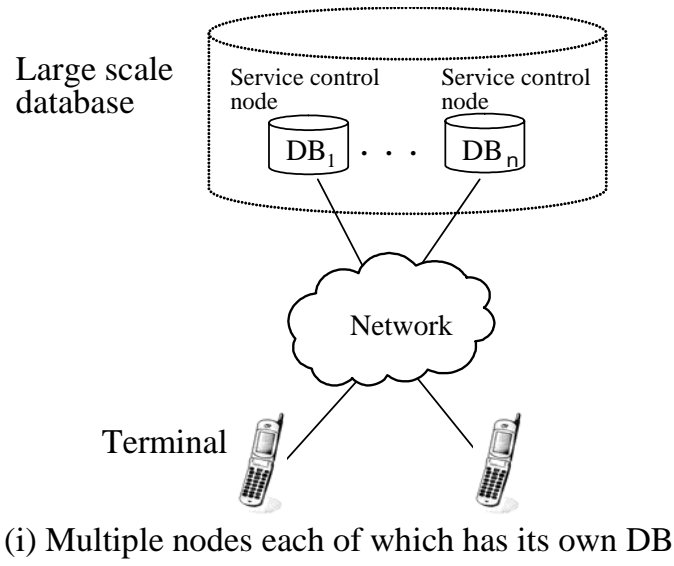


図 3-2 ネットワーク構成

## (2)分散形サービス制御プラットフォーム構成

図 3-3 に方式案(ii)に対応する分散形サービス制御プラットフォームの構成を示す。図 3-3 において、サービス制御プラットフォームは、DB を保持する複数のデータベース管理モジュール( $M_i$ ,  $1 \leq i \leq n$ )とそれらを結合するモジュール間通信制御装置(IMC)により構成される。ここで、DB は、呼設定・解除時にアクセスされることから、リアルタイム性の保証が可能な主記憶装置(MM)上に設置する。また、図示していないが、MM 故障時の復旧を可能とするために DB のバックアップ用に二次記憶装置を配備する。

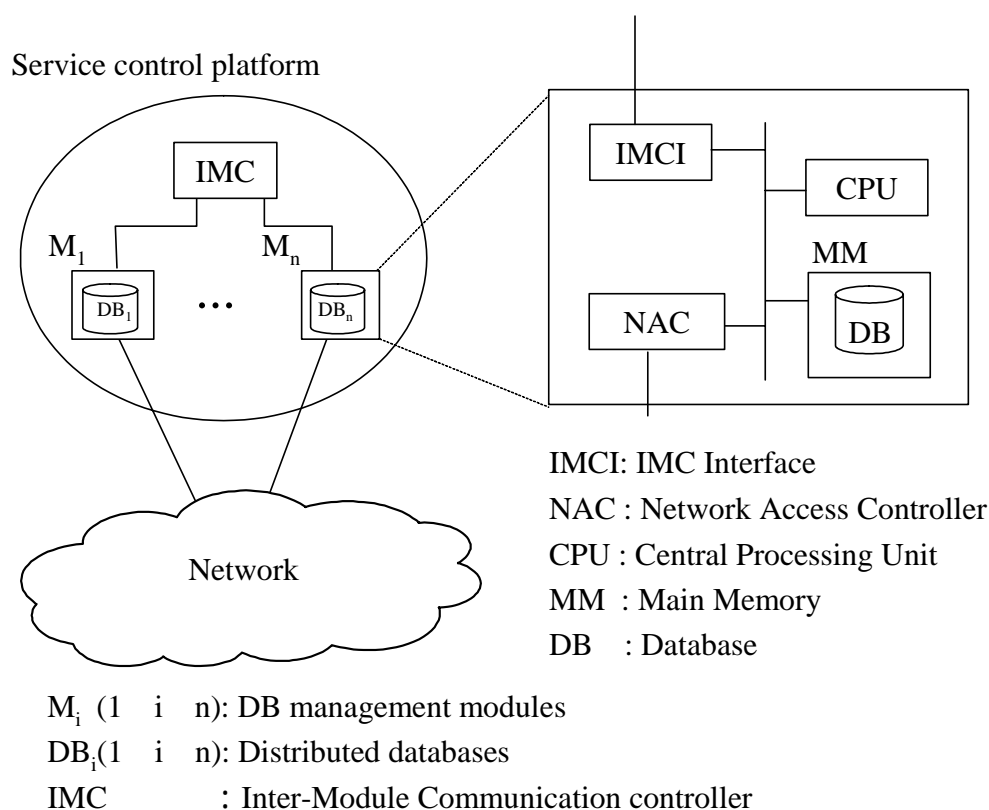


図 3-3 分散形サービス制御プラットフォームの構成

## (3)モジュール間通信方式

今回のサービス制御プラットフォームでは、DB に格納する端末プロファイルデータのサイズやプロセッサの処理容量面から最大  $10^9$  程度の端末を収容するのに必要なモジュール数は、多くても数 10 程度と想定される。また、モジュール間で送受信されるパケットは、DB アクセス要求やその応答情報を転送するためのものであり、そのサイズは

100B～500B程度と想定され、あまり大きくはない。しかし、呼設定用に用いられるため、リアルタイム性(～数10ms)及び高い信頼性が要求される。

以上より、モジュール間通信方式としては、IP/UDPを前提とし、アプリケーションによりマルチキャスト処理を行う(図3-4)とする。即ち、下位レイヤをUDP、IPとしその上位に独自の転送制御機能(セッション層)を配備する。なお、マルチキャスト通信機能はこの層においてソフトウェアにて実現する。プロセッサ(上位ソフトウェア)から送信キューを介して受信したフレームはトランスポート層を介して送出し、送達確認を受信後、上位へ完了を通知する。マルチキャスト通信の送信処理は1つのフレームをマルチキャストアドレスに送出すると仮定する。送達確認及び不達確認受信時の再送は宛先毎に行い、全宛先への送達確認を受信したところで、上位へマルチキャスト完了を通知する。

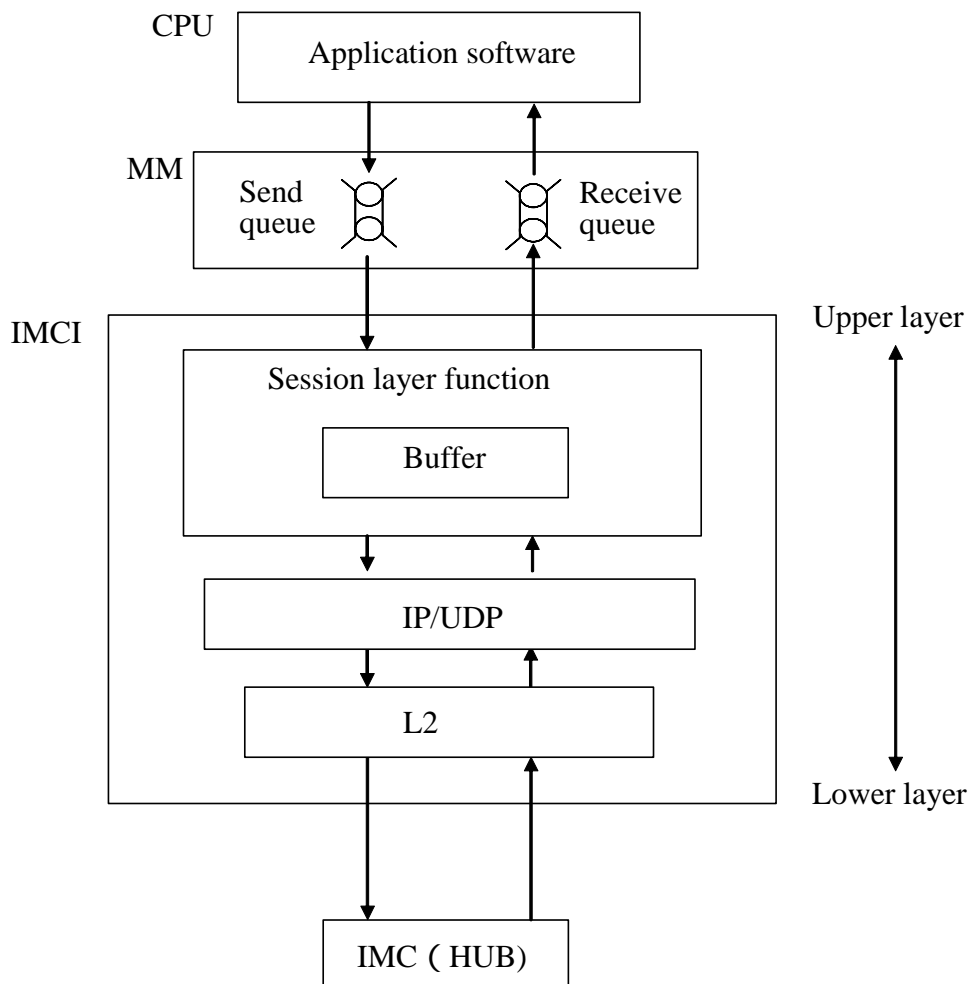


図 3-4 モジュール間通信方式

## 3.4. 問題の所在とアプローチ方法

本節では、分散形サービス制御プラットフォームのモジュール間通信方式として従来提案されている 2 方式について方式上の問題点を概観するとともに、両者の問題点を同時に改善するためのアプローチについて述べる。

### 3.4.1. 従来方式と問題の所在

文献[9]においては、端末の DB アクセス特性の偏りを考慮せず、その特性が一様であるとの仮定の下にユニキャスト方式(方式 A)とマルチキャスト方式(方式 B)の 2 方式を提案している(図 3-5)。以下に、各方式の動作概要と問題点を示す。

#### (1)ユニキャスト方式(方式 A)と問題点

方式 A は DB アクセス要求を受信したモジュールから目的のモジュールへユニキャストする。図 3-5 に方式 A のデータベース検索シーケンスを示す。

- (a) ネットワークは任意のモジュール(ここでは  $M_1$ )に DB アクセスを要求する。
- (b) 各モジュールは前端末に関する同一の宛先 DB 決定表を持ち、該テーブルを検索してアクセス先のモジュールを決定し、DB アクセス要求を転送。
- (c) 該モジュールは、データベースを検索してネットワークからアクセスされたモジュール経由でネットワークに結果を返却する。

方式 A では、モジュール間通信は必要十分な頻度で抑えられるが、プラットフォームを構成する各モジュールが、複数の DB 内に分散して保持された全データについて、各データとそれを保持するモジュールとの対応づけを行う「宛先 DB 決定表」を持たなければならない。

宛先 DB 決定表の構成は、以下の 2 案が考えられるが、本論文では以下の考察から、案 2 を前提とする【12】。

案 1：端末 ID の上位ビットあるいは、数値の範囲により、振り分け先の DB を管理する。

案 2：端末の ID 毎に、振り分け先の DB を管理する。

考察：ユビキタスサービスでは、使い捨てを含む様々な端末の収容を想定する。

このため、端末 ID の空間の中で、使用される ID は離散的であり、かつ、サービスへの登録・削除は端末単位、またその頻度は、従来の通信サービス(固定電話、携帯など)に比べ高いと予想される。そこで、各 DB の負荷の管理、及び増設手順が容易な、案 2 が望ましい。

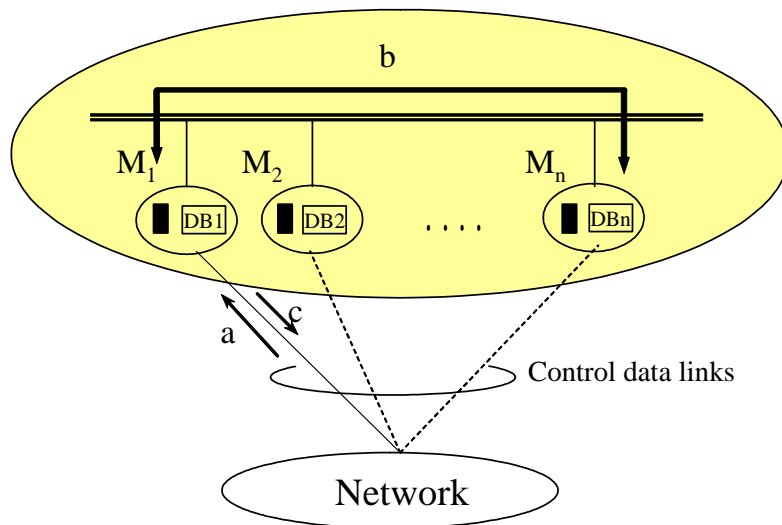
プラットフォームの収容する端末数が増加するに伴いこの決定表のサイズが拡大するため、主記憶装置上の DB 領域を圧迫する。結局、主記憶容量がボトルネックとなって、収容端末数の増加に対する所要モジュール数の増加率が徐々に増加し決定表のサイズが主記憶容量のサイズに一致する端末数のところで無限大に発散してしまう。

## (2) マルチキャスト方式(方式 B)と問題点

一方、方式 B は、DB アクセス要求を受信したモジュールからマルチキャスト通信を行い、各受信側モジュールではアクセス先のデータが自分の保持する DB 内に存在するかどうかを判断する。図 3-5 に方式 B のデータベース検索シーケンスを示す。

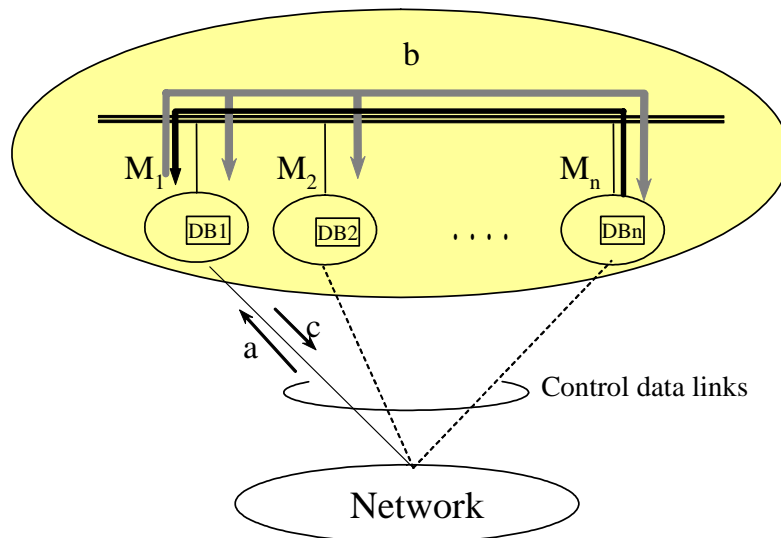
- (a) ネットワークは任意のモジュール(ここでは  $M_1$ )に DB アクセスを要求する。
- (b) 該モジュールは全モジュールへマルチキャストによりデータ検索を転送。
- (c) 各モジュールは、データベースを検索してデータを発見したモジュール(ここでは  $M_n$ )はネットワークからアクセスされたモジュール経由でネットワークに結果を返却する。

方式 B では、方式 A のような宛先 DB 決定表を持つ必要がなく自分が保持するデータ分についてのみ知っておけばよい。よって、主記憶容量を圧迫する問題は特にない。しかしながら、目的のデータを自分が保持しているか否かに関わらずマルチキャスト通信のためのモジュール間通信処理が必要となる。そのため、各モジュール自身がプラットフォーム全体( $n$  モジュール分)に加わる DB アクセス要求を処理することとなり、プラットフォーム全体では  $n$  台の  $n$  台分、即ち、 $n^2$  台数分の処理量となる。その結果、端末数の増加に対する所要モジュール数の増加率は徐々に増加していき、モジュール間通信のためのプロセッサ処理量がプロセッサの使用可能な処理容量に一致する点で無限大に発散してしまう。即ち、目標の端末数を効率よく収容できないことになる。



■ : Table for destination DB

Method A : Unicast to selected DB



$DB_i (1 \leq i \leq n)$  : Distributed DBs

Method B : Multicast to all DBs

図 3-5 従来方式の動作概要

### 3.4.2. アプローチ方法

前述したように、従来提案された 2 つの分散 DB アクセス法には主記憶容量を圧迫する問題またはプロセッサ処理容量を圧迫する問題が内在するため、目標とする 30 億端末収容まで十分なスケーラビリティを確保できない(両方式のスケーラビリティについての定量評価は 3.6 節参照)。両方式の問題を同時に改善する方式に向けて、以下 2 つのアプローチが考えられる。

### (1) アクセス頻度の考慮による両方式の組み合わせ

一般に、データベース上の各ユーザデータへのアクセスには偏りがあり、この偏りは、アクセス頻度(トラヒック)を  $K$ 、各ユーザへのアクセス頻度についての順位を  $m$  とする時、おおよそ

[illegible]

の関係で近似できる(即ち、アクセス頻度は順位の  $C_2$  乗に反比例する)ことが知られている。これは Zipf 則と言われているものである【13】【14】。式(1)で  $C_1$  はサービスの特性等に依存して決まる比例定数であり、 $C_2$  はトラヒックの偏りを示す係数である。図 3-6 は、固定電話のインテリジェントネットワーク(IN)によって実現されるフリーダイヤルサービスについて、トラヒックの実測値をプロットしたものである。

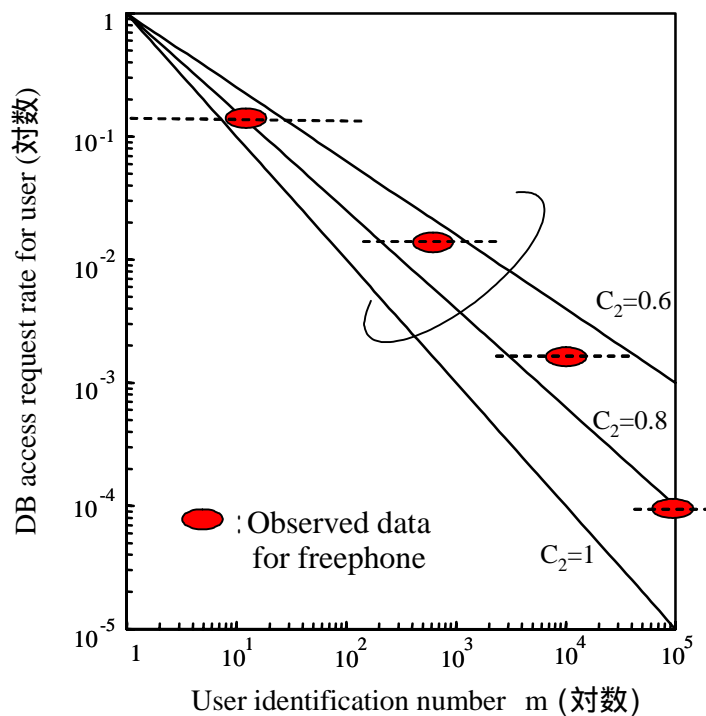


図 3-6 ユーザ毎のアクセス率

図 3-6 の横軸はアクセス頻度の高い方からの順位であり、縦軸はアクセストラフィックである。図中の黒くマークした点はトラフィックの高い順に、ユーザを 4 つのグループに分割した時の各グループ内でのユーザの順位とトラフィックの平均を示したものである。点線は各グループのユーザが占める順位の範囲を示す。図 3-6 より、アクセス頻度の高い方から 1 割程度のところに全体の半分程度のトラフィックが収まってしまうということが分かる。

そこで、上記の特徴を考慮し、アクセス頻度の高い少数端末へのアクセスに対しては DB 決定表が小さくて済みかつマルチキャストによる処理増も伴わないことからユニキャスト方式を用い、そうでない多数端末へのアクセス要求に対してはマルチキャストによる処理量の増加は小さくて済みかつ DB 決定表を必要としないことからマルチキャスト方式を用いるハイブリッド方式(注:「方式 C」と呼ぶことにする)を採用するアプローチが所要モジュール数を改善する上で有効と考えられる。



## (2) 主記憶容量制限低減のための機能分散

同一モジュール内に宛先 DB 決定表と DB を持つ構成では、収容端末数が増大し宛先 DB 決定表のサイズが主記憶容量のサイズに近づいた場合、所要モジュール数が発散してしまう。このため、方式 C において、宛先 DB 決定表と DB を格納するモジュールを分離することで、収容端末数が多い領域での所要モジュール数をさらに削減出来る可能性があると思われる。(注:「方式 D」と呼ぶことにする)ただし、本方式では、収容端末数が少ない領域では、機能分散による主記憶装置の分割損が発生する懸念がある。

# 3.5. 提案する検索方法

## 3.5.1. 方式 C(ハイブリッド方式)

提案する方式 C では、DB を管理する各モジュールの主記憶装置上に、全端末(X)の中でアクセス頻度の上位から  $S \times X$  ( $0 < S < 1$ ) 番目までの端末と当該端末の DB を保持するモジュールとの対応関係を記録する限定した「宛先 DB 決定表」を用いる点が特徴である。本論文では、パラメータ S を宛先 DB 決定表登録率と呼ぶこととする。

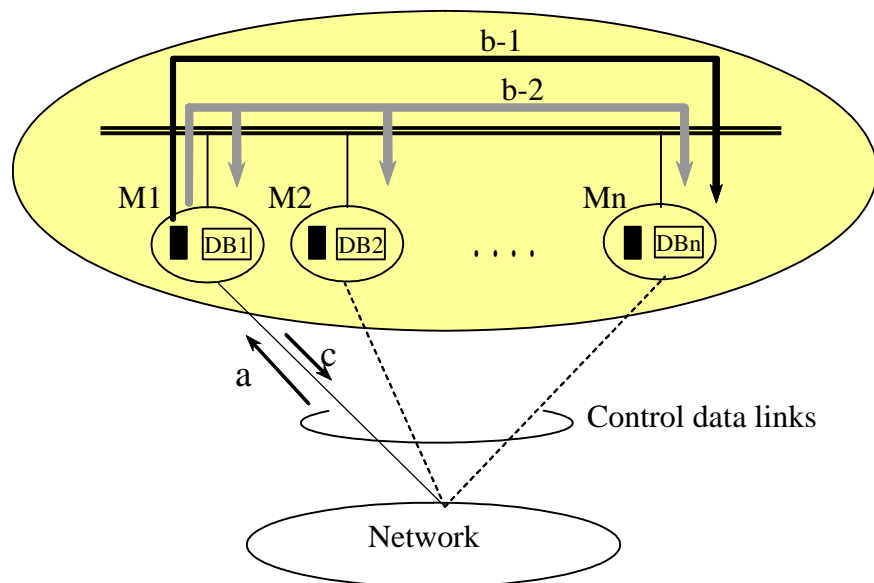
図 3-7 に本方式のデータベース検索シーケンスを示す。

- (a) ネットワークは任意のモジュール(ここでは  $M_1$ )に DB アクセスを要求する。
- (b) 各モジュールはアクセス頻度が高い限定した端末の同一の宛先 DB 決定表を持ち、
  - (b-1) 該テーブルを検索してアクセス先のモジュールがあればそこへユニキャスト通信によりデータ検索を指示し、
  - (b-2) ない場合は全モジュールへマルチキャストによりデータ検索を転送する。
- (c) 各モジュールは、データベースを検索してデータを発見したモジュール(ここでは  $M_n$ )はネットワークからアクセスされたモジュール経由でネットワークに結果を返却する。

各モジュールの主記憶装置上に配備する宛先 DB 決定表は、全端末(X)の中でアクセス頻度が上位  $S \times X$  ( $0 < S < 1$ ) 番目までの端末のみ管理するため、主記憶容量の圧迫の程度が緩和される。

また、マルチキャスト通信は、アクセス頻度が  $S \times X$  番目よりも低い端末に対する DB アクセス要求についてのみ行うようにしているため、モジュール間通信の処理は従来の方式 B ほどには増加せず、処理容量の圧迫の程度も緩和できる。

DB へのアクセス頻度の分布に応じて宛先 DB 決定表登録率  $S$  を適切な値に選ぶことにより、主記憶容量とプロセッサ処理容量とをバランスさせた使用が可能となる。これにより、収容端末数の幅広い範囲での増加に対して所要モジュール数を線形な増加に抑えることができ、十分なスケーラビリティの確保が期待できることになる。



$DB_i (1 \leq i \leq n)$ : Distributed DBs

■ : Restricted table for destination DB

Method C: Hybrid of Method A and B

図 3-7 提案方式 C(ハイブリッド方式)

### 3.5.2. 方式 D(ハイブリッド機能分散方式)

提案する方式 D は、「宛先 DB 決定表」を管理する振り分けモジュールと、DB 管理モジュールの 2 種類のモジュールに機能を分割する。宛先 DB 決定表は、全端末(X)の中でアクセス頻度の上位から、主記憶装置の容量を超えないまでの端末と当該端末の DB を保持する DB 管理モジュールとの対応関係を記録する限定した「宛先 DB 決定表」を用いる点が特徴である。

図 3-8 に本方式のデータベース検索シーケンスを示す。

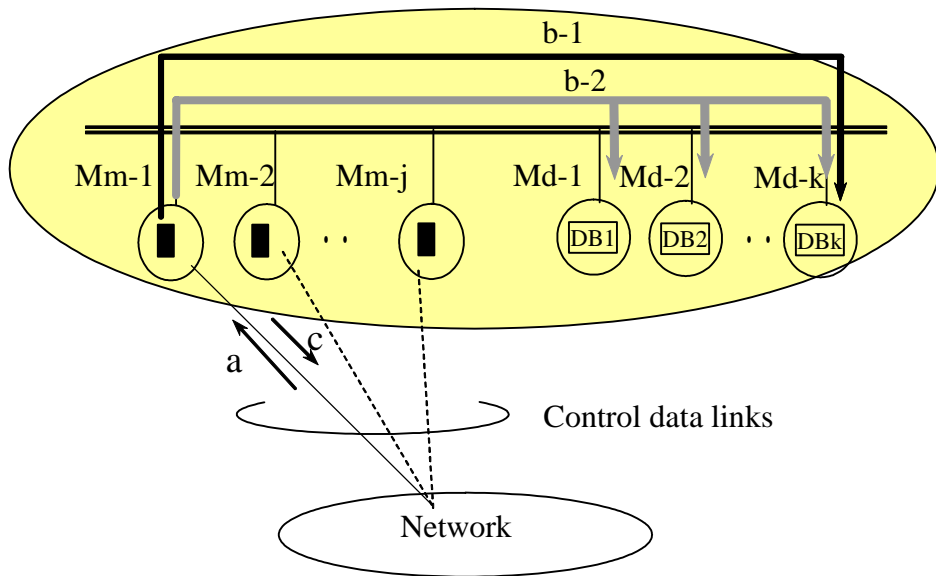
- (a) ネットワークは任意の振り分けモジュール(ここでは  $M_{m-1}$ )に DB アクセスを要求する。
- (b) 各振り分けモジュールはアクセス頻度が高い限定した端末の同一の宛先 DB 決定表を持ち、
  - (b-1) 該テーブルを検索してアクセス先の DB 管理モジュールがあればそこへユニキャスト通信によりデータ検索を指示し、
  - (b-2) ない場合は全 DB 管理モジュールへマルチキャストによりデータ検索を指示する。
- (c) 各モジュールは、データベースを検索してデータを発見したモジュール(ここでは  $M_{d-n}$ )は、ネットワークからアクセスされた振り分けモジュール経由で結果を返却する。

宛先 DB 決定表は、DB と同一モジュールには搭載しないため、収容端末数が増大時の主記憶容量の圧迫の程度は、方式 C に比べさらに緩和することが期待される。

また、マルチキャスト通信は、アクセス頻度が低い端末に対する DB アクセス要求についてのみ行うが、方式 C に比べ宛先 DB 管理表のエントリサイズを大きくすることができるため、モジュール間通信の処理も方式 C ほどには増加せず、処理容量の圧迫の程度も方式 C に比べさらに緩和することが期待される。

これにより、収容端末数の幅広い範囲での増加に対して所要モジュール数を線形な増加に抑えることができ、十分なスケーラビリティの確保が期待できることになる。

ただし、宛先 DB 決定表が主記憶容量に比べて少ない範囲の収容端末数の元では、モジュールの機能分散による分割損が発生する可能性がある。



$DB_i (1 \leq i \leq n)$ : Distributed DBs

■ : Restricted table for destination DB

Method D: Function distributed method based on method C

図 3-8 提案方式 D(ハイブリッド機能分散方式)

## 3.6. 方式 C の評価

本節では、分散形サービス制御プラットフォームが収容する端末数に対し必要とされるモジュール数を方式 A、方式 B、方式 C の 3 方式について評価し、方式 C の有効性を明確にする。

3.6.1 項では、方式 A、B、C を定量的に比較し、方式 C が方式 A、B それぞれの主記憶容量による制限やプロセッサ処理容量による制限を同時に改善可能なことを示す。

3.6.2 項及び 3.6.3 項では方式 C で導入した方式制御パラメータの特徴について分析を示す。3.6.4 項では、現状の市販サーバハード仕様を前提に方式 C が目標とする 30 億端末まで、分散形サービス制御プラットフォームをスケーラブルに構成可能であることを定量的に示す。

なお、3.6.1 項～3.6.3 項の評価は 2002 年に実施しているため、当時の代表的な市販サーバ(Ultra Spark4：主記憶容量 4GB、プロセッサ 400MHz)の適用を想定し、主記憶容量中データベースとして 3GB 使用可能、通常運用時の DB 処理に使用可能なプロセッサ性能(OS のオーバーヘッド、保守処理、繁忙時処理のためのマージンなどを除く)として 50MIPS と仮定して定量評価を行っている。2006 年現在、代表的な市販サーバのスペックは表 3-1 に示すように、主記憶容量は最大で 64GB、プロセッサ 3GHz～3.7GHz(2 プロセッサ)であり、2002 年時に前提としたハードスペックに対して、大きく向上している。

そこで、3.6.4 項では、これらスペックを参考に、64GB の主記憶容量中 60GB を DB に使用可能と仮定、また、DB 処理に使用可能なプロセッサ性能は 1000MIPS と仮定し、方式 C のスケーラビリティの範囲を評価する。

なお、3.6.1 項～3.6.3 項の評価では、使用可能な主記憶容量とプロセッサ性能はともに 3.6.4 項の評価の 1/20 倍であるため、スケーラビリティの目標は最大 1.5 億端末収容と設定する。

表 3-1 2006 年 9 月時点の市販サーバハード仕様例

メーカー	機種名	プロセッサ	最大主記憶容量 (メモリサイズ)	
Dell	PowerEdge 1955 (ブレードサーバ)	Xeon 5160 3.0GHz 2 個	32GB	<a href="http://www1.jp.dell.com/content/products/compare.aspx/blade?c=jp&amp;cs=jp&amp;pad1&amp;l=jp&amp;s=pad&amp;-ck=mn">http://www1.jp.dell.com/content/products/compare.aspx/blade?c=jp&amp;cs=jp&amp;pad1&amp;l=jp&amp;s=pad&amp;-ck=mn</a>
Dell	PowerEdge 2900	Xeon 5080 3.73GHz 2 個	48GB	<a href="http://www1.jp.dell.com/content/products/compare.aspx/tower_servers?c=jp&amp;cs=jp&amp;pad1&amp;l=jp&amp;s=pad">http://www1.jp.dell.com/content/products/compare.aspx/tower_servers?c=jp&amp;cs=jp&amp;pad1&amp;l=jp&amp;s=pad</a>
HP	ProLiant DL580 G4	Xeon 7140M 3.40GHz 2 個	64GB	<a href="http://h50146.www5.hp.com/products/servers/proliant/dl580g4/qu.html">http://h50146.www5.hp.com/products/servers/proliant/dl580g4/qu.html</a>
HP	ProLiant BL460 (ブレードサーバ)	Xeon 5063 3.2GHz 2 個	32GB	<a href="http://h50146.www5.hp.com/products/servers/proliant/bl460c/qu.html">http://h50146.www5.hp.com/products/servers/proliant/bl460c/qu.html</a>
IBM	System x3850	Xeon 7040 3GHz 2 個	64GB	<a href="http://www-06.ibm.com/systems/jp/x/scalable/3850/spec.shtml#4">http://www-06.ibm.com/systems/jp/x/scalable/3850/spec.shtml#4</a>

### 3.6.1. 所要モジュール数の評価

分散形サービス制御プラットフォームにおいて、各モジュールが具備する主記憶装置やプロセッサの容量制限から決まる所要モジュール数を評価する。

#### (1) 主記憶容量制限

プラットフォーム内の DB は主記憶上に配備される。ここでは、主記憶容量制限からモジュール数が決まるものとして、所要モジュール数を評価する。

##### (1-1)使用するパラメータ

本評価で使用する各パラメータの定義を以下に示す。

× [ ×10<sup>6</sup> 端末 / ノード ] : プラットフォーム当たりの収容端末数

[ B / 端末 ] : 端末当たりのデータサイズ

[ B / 端末 ] : 宛先 DB 決定表におけるデータエントリサイズ

[ GB ] : DB 格納に使用可能な主記憶容量

(1-2) 所要モジュール数の評価式

主記憶容量から決まる各方法の所要モジュール数の評価式は、それぞれ以下のようになる。

(a) 方式 A の所要モジュール数  $N_{MMA}$

端末プロファイルデータの保持に必要な容量と宛先 DB 決定表の保持に必要な容量との合計が [GB] 以下である必要があるため、次式のようになる。

$$\alpha \frac{x}{N_{MMA}} + \beta x \leq \gamma \quad \dots \dots \dots (2)$$

$$\therefore N_{MMA} \geq \frac{\alpha x}{\gamma - \beta x} \quad \dots \dots \dots (3)$$

ここで、式(3)の右辺の分母は 0 より大きくなければならないので、 $x \leq \frac{\gamma}{\beta}$ 、即ち、

本案では、 $\frac{\gamma}{\beta}$  以上の端末は収容できない。

(b) 方式 B の所要モジュール数  $N_{MMB}$

方式 B では、各モジュールの主記憶が収容端末数分のデータを収容できれば十分である。宛先 DB 決定表は持つ必要ない。よって、次式のようになる。

$$\alpha \frac{x}{N_{MMB}} \leq \gamma \quad \dots \dots \dots (4)$$

$$\therefore N_{MMB} \geq \frac{\alpha x}{\gamma} \quad \dots \dots \dots (5)$$

(c) 方式 C の所要モジュール数  $N_{MMC}$

方式 C では、全収容端末の S 倍の端末のみ宛先 DB 決定表で管理する。よって、次式のようになる。

$$\alpha \frac{x}{N_{MMC}} + S\beta x \leq \gamma \quad \dots \dots \dots (6)$$

$$\therefore N_{MMC} \geq \frac{\alpha x}{\gamma - S\beta x} \quad \dots \dots \dots (7)$$

ここで、式(7)の右辺の分母は0より大きくなければならないので、 $x < \frac{\gamma}{S\beta}$ 、即ち、

本案では方式Aの $1/S$ 倍の端末まで収容でき、それ以上の端末は収容できない。

### (1-3) 評価結果と考察

主記憶容量ネックの観点から評価した端末数と所要モジュール数(それらを収容可能な最小モジュール数)との関係を図3-9に示す。ここで、主記憶容量は2002年時点で一般的な市販サーバハードのスペックを想定し、最大4GB(=2<sup>32</sup>)とし、このうち、DB分として=3GBを使用可能と仮定する。算出用のパラメータ値は、実用化されたモバイル通信サービスの実現例に基づき以下とした。

=400 [B/端末]

=20 [B/端末]

方式Aでは、分散形サービス制御プラットフォーム当たりの収容端末数の増加に対する所要モジュール数の増加率が徐々に増加していき、式(3)の右辺の分母 $>0$ の条件より、 $x = \frac{\gamma}{\beta} = 150 [\times 10^6]$  (=3GByte、=20Byte)において無限大に発散する。図3-9より、モジュール数=40で1億(即ち、 $x = 100 (\times 10^6)$ )の端末を収容できることになるが、1億近辺では端末数の増加に対する所要モジュール数の増加率が高くなっており増設が頻繁化するなど運用上好ましくなく、また今後のユビキタスサービスの進展で更なる端末数の拡大を考慮した場合、十分な拡張性があるとは言えない。

方式Bでは、所要モジュール数は収容端末数に対し線形に増加する。それは、宛先DB決定表を持たないので、DBを保持するために使用できる主記憶容量がプラットフォーム当たりの収容端末数に関わらず一定なためである。

一方、方式Cは両者の中間の特性を示す。特に、 $S=0.1$ 程度とすると、方式Bに近い特性を示す。



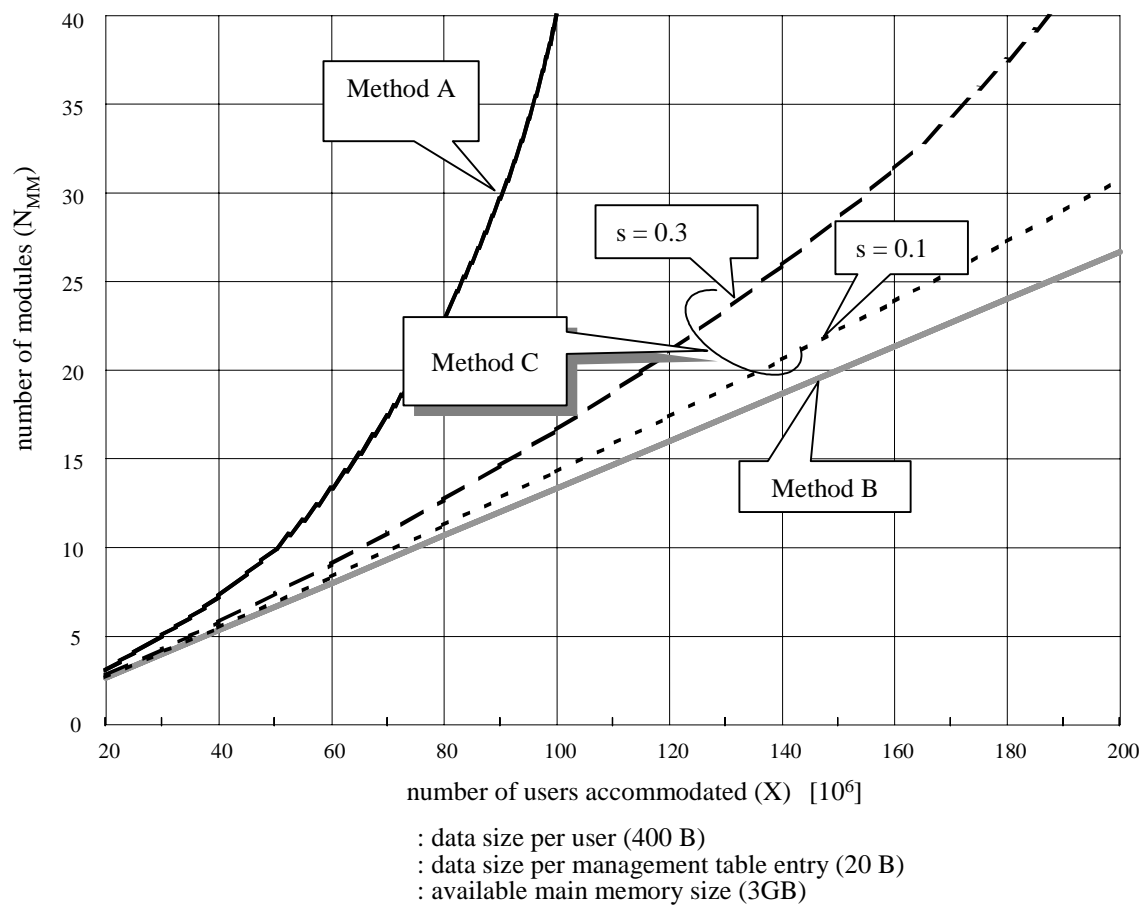


図 3-9 主記憶容量制限による所要モジュール数

## (2) プロセッサ処理容量制限

次に、プロセッサの処理容量から決まる所要モジュール数について評価する。

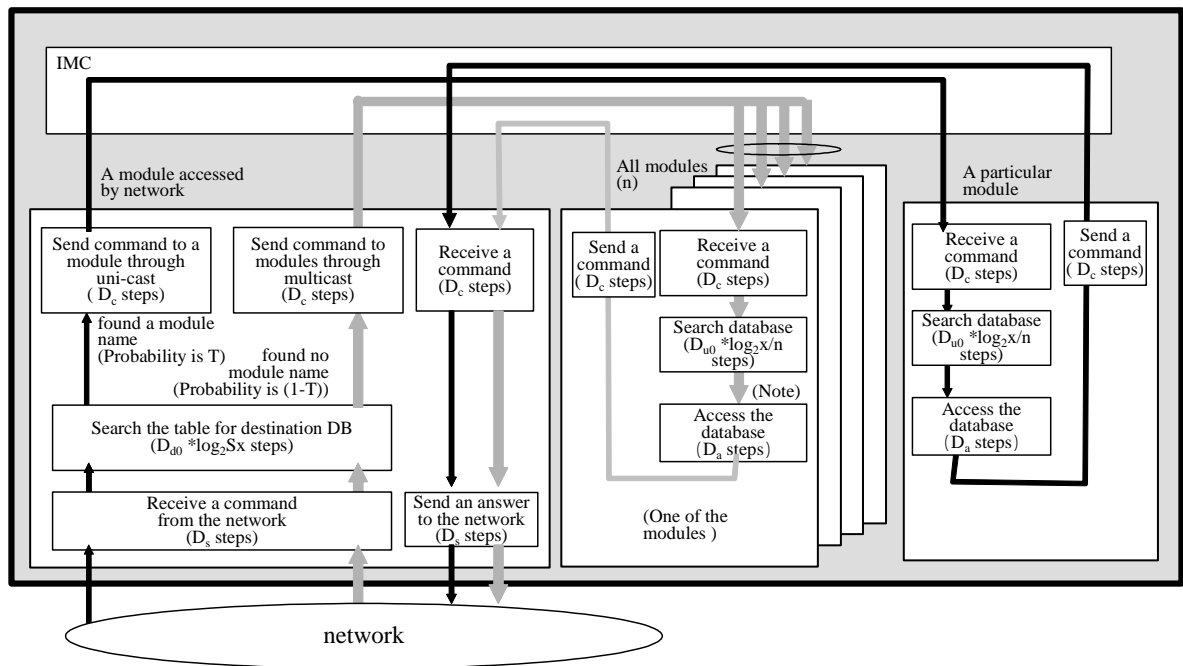
### (2-1) モジュール内の処理フロー

モジュール内の処理フローモデルを図 3-10 に示す。方式 A では、ネットワークからトランザクション(DB アクセス要求)を入力する(Ds)と、その信号内の端末識別情報に基づいて、宛先 DB 決定表を検索し目的の端末情報を持つ宛先モジュールを決定する(Dd)。そして、当該モジュールへのユニキャスト通信によって、アクセス要求を転送し(Dc)、受信したモジュールは、受信信号内のアクセス要求情報に基づいて、DB 上の目的の端末エントリの検索及びアクセスを行う(Du、Da)。そして、対応する読み出しデータまたは、書き込み完了通知をトランザクション応答として、ネットワークへ返却する(Ds)。

一方、方式 B では、ネットワークからトランザクションを入力する(Ds)と、他の全モジュールにマルチキャスト通信により、アクセス要求を転送する(Dc)。これを受信した各モジュールは、受信信号内のアクセス要求情報に基づいて、DB 上に目的の端末エントリが存在するか否かを検索し(Du)、存在する場合には当該エントリに対しアクセスを行う(Da)。そして、対応する読み出しデータまたは書き込み完了通知をトランザクション応答としてネットワークへ返却する(Ds)。

方式 C は、ネットワークからトランザクションを入力する(Ds)と、その信号内の端末識別情報に基づいて、宛先 DB 決定表を検索する(Dd)。目的の端末情報を持つ宛先モジュールを発見した場合は、当該モジュールへのユニキャスト通信によって、アクセス要求を転送し(Dc)、宛先モジュールを発見しなかった場合は、全モジュールにマルチキャスト通信により、アクセス要求を転送する(Dc)受信したモジュールは、受信信号内のアクセス要求情報に基づいて、DB 上の目的の端末エントリの検索及びアクセスを行う(Du、Da)。そして、対応する読み出しデータまたは、書き込み完了通知をトランザクション応答として、ネットワークへ返却する(Ds)。

なお、「宛先 DB 決定処理」(Dd)や「データ有無検索処理」(Du)における対象エントリの検索は、効率を考慮し二分木サーチ(binary search)法によるものとする。



Note: Only one module accesses the database and answers the network

図 3-10 各方式の処理フロー

## (2-2)使用するパラメータ

本評価で使用する各パラメータの定義を以下に示す。

$x$ [ $\times 10^6$ 端末 / ノード ]	: ノード当たりの収容ユーザ数
$\rho$ [ $\times 10^6$ 命令 / 秒 ]	: 通常時の DB 処理に使用可能なプロセッサの MIPS(Mega Instructions Per Second)値
$\lambda(x)$ [ トランザクション / 秒 ]	: ネットワークから加わるトランザクション (DB アクセス要求)の発生率

$\lambda(x)$ については、最繁時呼率 0.005、呼の平均保留時間 100 [ 秒 / 呼 ] [ トランザクション / 呼 ] として、次式で与える。なお、最繁時呼率と呼の平均保留時間については、既存の固定電話の場合(即ち、呼率=0.05、保留時間 115 秒)【15】をベースに、モバイル通信サービスが広く普及した時点を想定し上記の値を仮定した。

$$\lambda(x) = \frac{x \times 0.005}{100} \times \nu$$

$$= 5 \times 10^{-5} x \nu \cdots \cdots (8)$$

このとき、プロセッサの処理容量から決まる各方法の所要モジュール数  $N_{PRA}$ 、 $N_{PRB}$ 、 $N_{PRC}$  は、以下ようになる。

(a)方式 A におけるノード内所要モジュール数  $N_{PRA}$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRA}} \{D_s + D_d + D_c + D_c + D_u + D_a + D_c + D_c + D_s\} \leq \rho$$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRA}} \left\{ 2D_s + 4D_c + D_{d0} \log_2 x + D_{u0} \log_2 \frac{x}{N_{PRA}} + D_a \right\} \leq \rho \cdots \cdots (9)$$

(b)方式 B におけるノード内所要モジュール数  $N_{PRB}$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRB}} \{D_s + D_c + N_{PRB} D_c + N_{PRB} D_u + D_a + D_c + D_c + D_s\} \leq \rho$$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRB}} \left\{ 2D_s + \{N_{PRB} + 3\}D_c + N_{PRB} D_{u0} \log_2 \frac{x}{N_{PRB}} + D_a \right\} \leq \rho \dots \dots \dots (10)$$

(c)方式 C におけるノード内所要モジュール数  $N_{PRC}$

方式 C では、宛先 DB 決定表により宛先 DB を決定した場合(確率 T)は、ユニキャスト通信により特定の DB モジュールに DB 検索を要求し、宛先 DB 決定表で宛先 DB を決定できなかった場合(確率(1-T))に、マルチキャストにより全 DB モジュールに DB 検索を要求する。よって、以下の式に従う。

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRC}} \{D_s + D_d + D_c + (1-T)N_{PRC} D_c + T D_c + (1-T)N_{PRC} D_u + T D_u + D_a + D_c + D_c + D_s\} \leq \rho$$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRC}} \left\{ 2D_s + D_{d0} \log_2 Sx + \{(1-T)N_{PRC} + 3 + T\}D_c + \{(1-T)N_{PRC} + T\}D_{u0} \log_2 \frac{x}{N_{PRC}} + D_a \right\} \leq \rho$$

$$\dots \dots \dots (11)$$

ここで、式(11)におけるパラメータ T は、宛先 DB 決定表にヒットし宛先指定通信でデータベース検索が実施される数すなわちアクセス順位が上位  $S^*x$  までのアクセス数が全データベースアクセス数に占める割合を意味し、以下に示すように宛先 DB 決定表登録率 S の関数(式(14))になる。

式(1)で、m は整数だが、連続な値をとるとみなして K を積分し、アクセス順位が 1 から x 番目までのアクセス数合計を求めると、式(12)になる。

$$\int_1^x K dm = \frac{C_1}{1-C_2} (x^{1-C_2} - 1) \dots \dots \dots (12)$$

$$(x: 1 \leq x, \quad C_2: 0 < C_2 < 1)$$

$$\text{よって、} T = \frac{\int_1^{sx} Kdm}{\int_1^x Kdm}_{(x \rightarrow \infty)} = \frac{S^{1-C_2} - \frac{1}{x^{1-C_2}}}{1 - \frac{1}{x^{1-C_2}}} \quad (x \rightarrow \infty) \quad \dots \quad (13)$$

ここで  $x$  が十分大きいことから、 $x^{1-C_2} \gg 1$  と仮定すると、パラメータ  $T$  と宛先 DB 決定表登録率  $S$  の関係は式(14)に従う。なお、 $T(S=1)=1$  が方式 A に、 $T(S=0)=0$  は方式 B に一致し、 $0 < T < 1$  ( $0 < S < 1$ ) が方式 C に該当する。

$$T = S^{1-C_2} \quad (S: 0 \leq S \leq 1) \quad \dots \quad (14)$$

### (2-3) 評価結果と考察

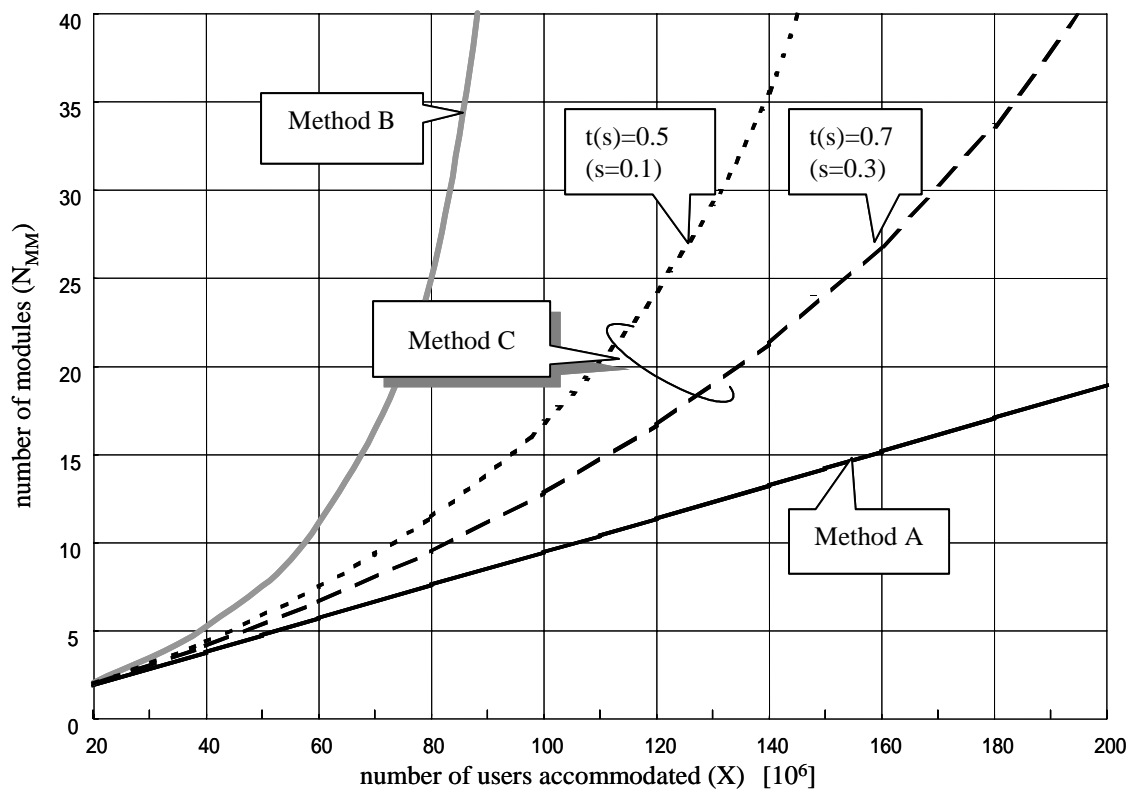
プロセッサ性能ネックの観点から評価した端末数と所要モジュール数(それらを収容可能な最小モジュール数)との関係を図 3-11 に示す。

$T$  の計算にあたっては、ジップの式の偏り係数( $C_2$ )の値が重要である。本計算では実サービスでの安全性を考慮し方式 C 案にやや厳しく  $C_2=0.7$  とし、式(14)を用いて評価した。その他のパラメータは一般的に想定される値として図 3-11 に示すものを使用した。なお、値の多少の変動に対しても傾向は同様である。

方式 A では、分散形サービス制御プラットフォーム当たりの収容端末数が増加するにつれて、所要モジュール数はほぼ線形に増加する。

方式 B では、収容端末数が増加するにつれて、所要モジュール数が急激に増加し、無限大に発散する。1 回のデータベース検索当たりのマルチキャスト処理と並列なデータベース検索処理がモジュール数に比例して増加するため、それ以外の処理が走れなくなるためである。

一方、方式 C は両者の中間の特性を示す。特に、 $S=0.1$  程度とすると、方式 B に近い特性を示す。



: available processing capacity (50 MIPS)  
 $C_2$ : constant of Zipf's equation (0.7)  
 $D_s$ : steps to receive or send data to the network (8,000)  
 $D_{d0}$ : steps to search management table (50) (Binary search)  
 $D_{u0}$ : steps to search database (50) (Binary search)  
 $D_c$ : steps to receive or send data to the modules (2,000)  
 $D_a$ : steps to access database (5,000)  
 : transactions / call (3)

図 3-11 プロセッサ性能制限による所要モジュール数

### (3) 2種の制限を考慮した所要モジュール数

分散形サービス制御プラットフォームを構成するモジュールを設備する場合、主記憶容量制限およびプロセッサ処理容量制限から決まる所要モジュール数のうち大きい方の数を設備する必要がある。

方式 A および方式 B の場合、所要モジュール数  $N_A$  及び  $N_B$  は式(15)及び式(16)で求めることができる。

$$N_A = \text{Max}\{N_{\text{MMA}}(x, S), N_{\text{PRA}}(x, S, T(S))\} \quad (S=1) \quad \dots \dots \dots (15)$$

$$N_B = \text{Max}\{N_{\text{MMB}}(x, S), N_{\text{PRB}}(x, S, T(S))\} \quad (S=0) \quad \dots \dots \dots (16)$$

一方、方式 C の場合は、所要モジュール数  $N_c$  が宛先 DB 決定表登録率  $S(0 < S < 1)$  に依存し、次式(17)を満たす  $S$  の値(これを  $S_r$  とする)の時に所要モジュール数  $N_c$  が最適になる。

$$N_{\text{MMC}}(x, S) = N_{\text{PRC}}(x, S, T(S, C_2)) \quad \dots \dots \dots (17)$$

すなわち、所要モジュール数  $N_c$  は式(18)で与えられる。

$$N_c = N_{\text{MMC}}(x, S_r(x, C_2)) = N_{\text{PRC}}(x, S_r, T(S_r, C_2)) \quad \dots \dots \dots (18)$$

図 3-12 に 3 方式の所要モジュール数を示す。方式 C では偏り係数  $C_2=0.7$  とした場合のグラフを示しており、同図には最適パラメータ値  $S_r$  のグラフも付記している。図 3-12 に示すように、方式 C において宛先 DB 決定表登録率  $S$  を最適に選ぶことにより、所要モジュール数を従来の方式 A や方式 B よりも大幅に削減することができる。図 3-12 の計算例では、方式 C の場合、収容端末数  $x$  が  $20[\times 10^6]$  から  $200[\times 10^6]$  (10 倍)の範囲で、所要モジュール数は約 3 ~ 43 (約 10 数倍)であり、収容端末数にほぼ比例して配備すればよい。

以下にそれぞれの方式の性能限界について考察する。方式 A では主記憶容量の制限の方がきびしいため、所要モジュール数は式(15)における  $N_{\text{MMA}}(x, S)$  の値から決まる。方式 A の性能限界は、収容端末数の増加に伴って宛先 DB 決定表のサイズが拡大していき丁度主記憶装置の容量に一致する点であり、具体的には  $x=150[\times 10^6]$  となる(図 3-9 参照)。



また、方式 B では、プロセッサ処理容量の制限の方がきびしいため、所要モジュール数は式(16)における  $N_{PRB}(x, S, T(S))$  の値から決まる。方式 B の性能限界は、端末数の増加に伴って各モジュール内のプロセッサ処理量が増加していき丁度プロセッサの処理容量に一致する点であり、具体的には式(10)において  $N_{PRB}$  を にした時の左辺(即ち、 $\lambda(x)D_c$  となる)が に一致する所の  $x$  の値であり、式(10)より、

$$\lambda(x)D_c = 5 \times 10^{-5} x v \times D_c = \rho$$

$$\text{即ち、 } x = \frac{\rho}{5 \times 10^{-5} v \times D_c} \approx 167 [\times 10^6] \quad (\rho = 50 \text{ MIPS}, v = 3, D_c = 2000)$$

よって、約  $170 [\times 10^6]$  端末の点となる。

これらに対し、方式 C では端末数の増加に対し、常に最適な制御パラメータ値  $Sr(x)$  を適用することになると、その限界は方式 A や方式 B よりも大幅に緩和する。即ち、方式 C の限界は、端末数の増加に伴って宛先 DB 決定表のサイズが主記憶容量に一致し、同時に各モジュールのプロセッサ処理量のプロセッサ処理容量と一致する点で起こりえる。具体的には、式(18)を満たすパラメータ値(即ち  $Sr$ )に対し、式(7)の分母を 0 とする  $x$ 、あるいは式(11)で  $N_{PRC}$  を無限大にした時の左辺= を満たす  $x$  となる。

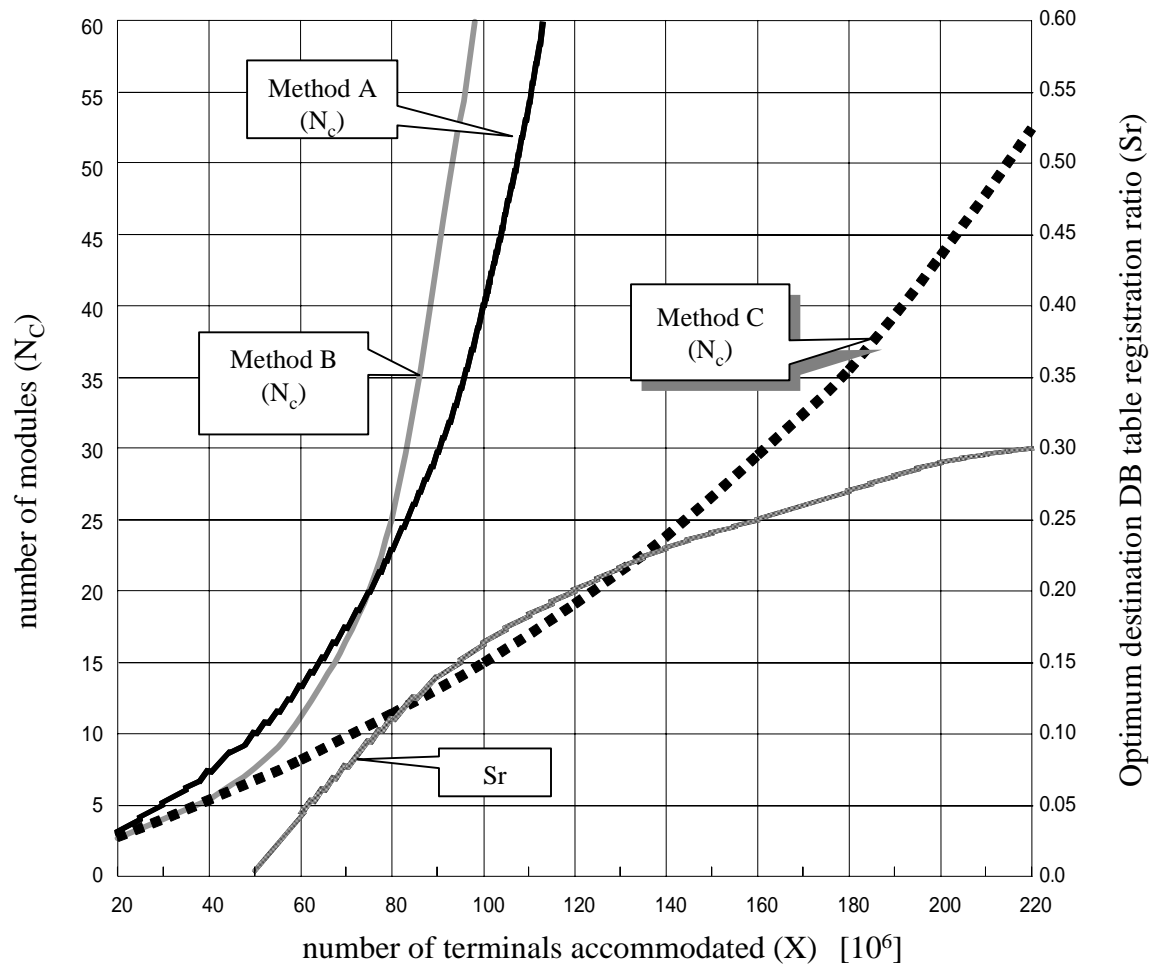


図 3-12 方式 A、B、C の所要モジュール数  
(主記憶容量 3GB、プロセッサ性能 50MIPS 時)

### 3.6.2. 方式 C の宛先 DB 決定表登録率 S について

#### (1) 収容端末数 X と Sr の関係

方式 C において、偏り係数  $C_2=0.7$  と固定し収容端末数 X を変化させたときの、宛先 DB 決定表登録率 S と  $N_{MMC}$  及び  $N_{PRC}$  の関係を図 3-13 に示す。 $N_{MMC}$  は式(7)に、 $N_{PRC}$  は式(11)に基づいている。 $N_{MMC}$  と  $N_{PRC}$  の交点が、それぞれの収容端末数 X に対応する式(17)と式(18)の解( $N_c$ ,  $S_r$ )である。

X が小さい場合は、管理テーブルの主記憶容量や、マルチキャスト処理の影響が少ないため、 $N_{MMC}$  及び  $N_{PRC}$  は S への依存性が少なくほぼ横に一直線になる。X が増加すると、 $N_{MMC}$  は S が小さいほど増加率が大きく、 $N_{PRC}$  は S が 1 に近いほど増加率が大きい。本計算モデルでは、X が小さい場合(約  $50(\times 10^6)$  以下)、S に依存せず  $N_{MMC} > N_{PRC}$  になるため、X が増加するにつれて交点( $N_c$ ,  $S_r$ )は 0 から増加する。また X の増加に対する  $N_c$  の増加率は下に凸であり、X の増加に対する  $S_r$  の増加率は上に凸になる(図 3-12 参照)。

#### (2) 偏り係数 $C_2$ 変動に対する対策

運用中、偏り係数  $C_2$  が増加 (宛先 DB 決定表に登録した端末のトラフィックの比率が増加)した場合、ユニキャストの比率が増えるため、ノード全体の処理性能に影響はない。ところが、偏り係数が減少しマルチキャストの比率が増えた場合、プロセッサ処理性能の制限のためにノード全体で処理できるデータベース検索数が低下する可能性がある。

収容端末数  $= 1.0 \times 10^8$  固定とし、偏り係数  $C_2$  を変化させたときの、宛先 DB 決定表登録率 S と  $N_{MMC}$  及び  $N_{PRC}$  の関係を図 3-14 に示す。 $N_{MMC}$  は式(7)に、 $N_{PRC}$  は式(11)に基づいている。 $N_{MMC}$  と  $N_{PRC}$  の交点が、それぞれの偏り係数  $C_2$  に対応する式(17)と式(18)の解( $N_c$ ,  $S_r$ )である。図 3-14 に示すように、偏り係数( $C_2$ )が 0.55 ~ 0.95 の範囲において所要モジュール数は 14 ~ 16 であり、大きな差がない。

トラフィック変動によるデータベース検索性能の低下を防止するためには、宛先 DB 決定表登録率 S の値(従って宛先 DB 決定表の大きさ)は、想定する偏り係数  $C_2$  の値に対応する  $S_r$  に比べ、余裕を持った値に設定することが望ましい。IN におけるフリーダイヤルサービスのトラフィック実測値を考慮すると、3.4.2 項(1)に示すように偏り係数  $C_2=0.7 \sim 0.8$  程度になると考えられる。 $C_2=0.7$  とおくと、 $N_c=15$ 、 $S_r=0.16$  になる。実際の設備では 16 台のモジュールを配備すると仮定すると、 $S=0.25$  (主記憶容量の制限で収容

端末数= $1.0 \times 10^8$ を可能とする最大値)とすることで、偏り係数がほぼ 0.55 まで減少しても、プロセッサ処理性能の制限によるデータベースアクセス性能の低下を防止できる。

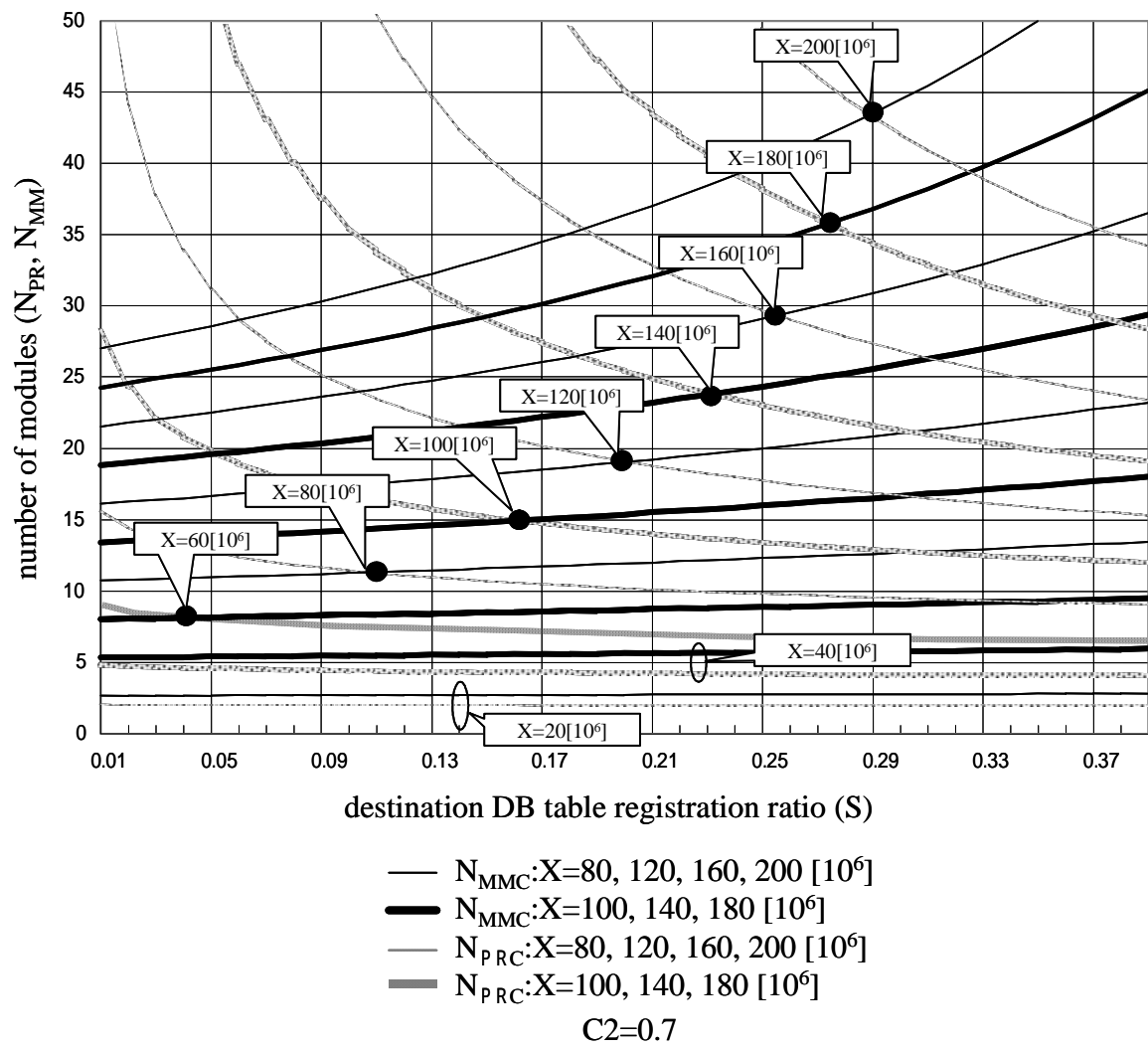


図 3-13 収容ユーザ数  $X$  と方式 C の所要モジュール数

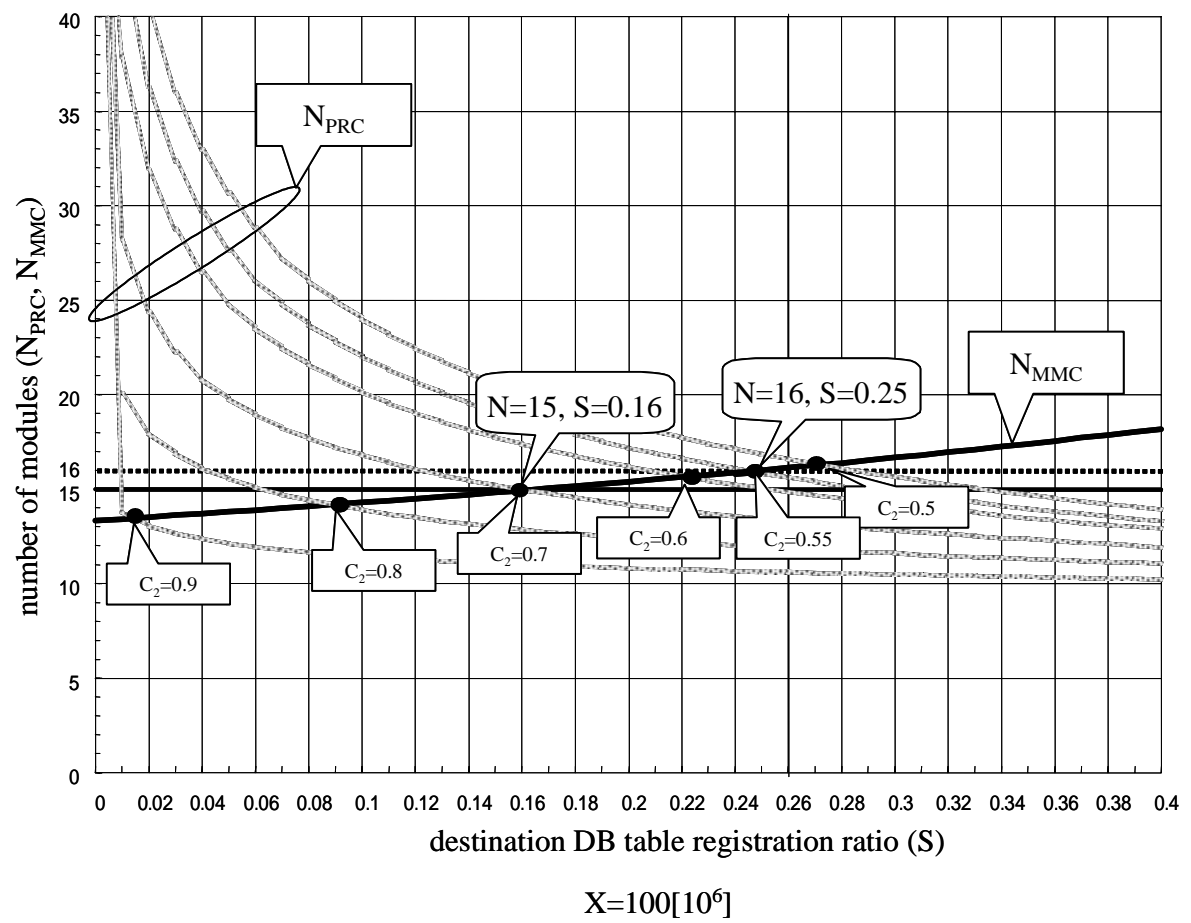


図 3-14 偏り係数  $C_2$  と方式 C の所要モジュール数の関係

### 3.6.3. 宛先 DB 決定表の運用方法

宛先 DB 決定表に登録した端末のデータベースアクセストラフィックが変化しアクセス頻度の上位端末が入れ替わると、マルチキャスト処理の比率が高くなりデータベースアクセス性能が劣化する可能性がある。これを防止するためには、宛先 DB 決定表は、運用中常にアクセス頻度の上位端末を登録できるように更新することが望ましい。

更新頻度は、アクセス頻度上位端末の変動周期と、各モジュールの主記憶容量およびプロセッサ処理容量の余裕分(実装されている容量と使用されている容量の差分)で決定される。定量的な検討は今後の課題であるが、宛先 DB 決定表に登録した個々の端末のデータベースアクセストラフィックの変動は、収容端末数が多くなるほど打ち消しあい、ユニキャストトラフィックが全トラフィックに対する比率の変動は小さくなると考えられる。更新頻度が1度/数カ月以下であればファイル更新手順により対応可能である。

トラフィックの変動が大きく、必要な更新頻度がさらに高いことが予測される場合においては、システム自律で統計情報に基づき宛先 DB 決定表を更新する等の仕組みが必要と考えられる。

### 3.6.4. 現状の市販サーバハード仕様による各案の評価

3.6 節の冒頭で述べたように、3.6.1 項～3.6.3 項の評価では、2002 年当時の代表的な市販サーバ(Ultra Spark4:主記憶容量 4GB、プロセッサ 400MHz)の適用を想定し、(主記憶装置中データベースとして使用可能な容量)=3GB、(通常時に DB 処理に使用可能なプロセッサ性能)=50MIPS と仮定して定量評価を行っている。

一方、表 3-1 に示した 2006 年現在の代表的な市販サーバハードでは、主記憶容量は最大で 64GB、プロセッサ 3～3.7GHz(2 プロセッサ)であり、2002 年時に前提としたハードスペックに対して、大きく向上している。

3.6.1 項～3.6.3 項の評価は現状の市販サーバハードを用いても、定性的には普遍であるが、方式 C のスケーラビリティの範囲を示す 3.6.1 項の評価結果については、本項において、2006 年現在の市販サーバハードを前提に再検証を行う。

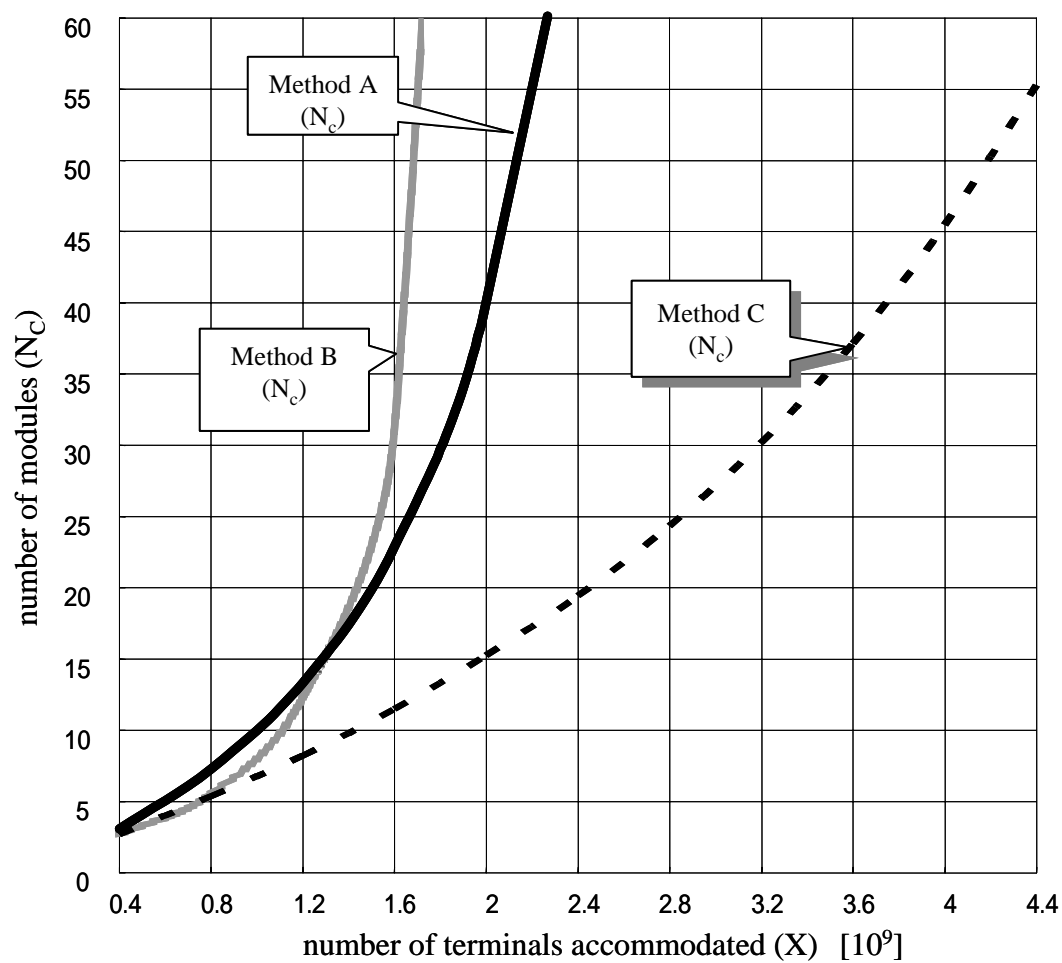
(1) 評価結果

図 3-15 に 3 方式の所要モジュール数を示す。本評価では、  
、及び について、以下の値を使用した。

=60GB : DB で使用可能な主記憶装置の容量  
=1000MIPS : 通常時の DB 処理に使用可能なプロセッサの  
MIPS(Mega Instructions Per Second)値

評価に用いた計算式及びそれ以外のパラメータの値は図 3-12 の評価と同一である。





: data size per user (400 B)  
 : data size per management table entry (20 B)  
 : available main memory size (60GB)  
  
 : available processing capacity (1000 MIPS)  
 C2: constant of Zipf's equation (0.7)  
 Ds: steps to receive or send data to the network (8,000)  
 Dd0: steps to search management table (50) (Binary search)  
 Du0: steps to search database (50) (Binary search)  
 Dc: steps to receive or send data to the modules (2,000)  
 Da: steps to access database (5,000)  
 : transactions / call (3)

図 3-15 方式 A、B、C の所要モジュール数  
 (主記憶容量 60GB、プロセッサ性能 1000MIPS 時)

## (2) 考察

### (i) 方式 C のスケーラビリティの範囲について

図 3-15 の計算例では、方式 C の場合、収容端末数  $X$  が  $0.4[\times 10^9]$  から  $4[\times 10^9]$  (10 倍) の範囲で、所要モジュール数は約 3~46 (約 15 倍) であり、収容端末数にほぼ比例して配備すればよいことが分かる。これより、現状の市販サーバハード途方式 C の組み合わせにより、目標とする 0~30 億端末までのスケーラビリティを実現可能と考えられる。

### (ii) 図 3-12 との比較に関する考察

図 3-15 の各方式のグラフは、図 3-12 の各方式のグラフとほぼ同形であることが分かる。

方式 A の所要モジュール数は、式(3)の主記憶容量制限で決定し、同一モジュールあたりで収容可能な収容端末数は、使用可能な主記憶容量に比例する。このため、図 3-15 では、図 3-12 の 20 倍の端末を、図 3-12 の所要モジュール数と同数のモジュールで収容可能である。

方式 B の所要モジュール数は、式(10)のプロセッサ性能制限で決定する。1 トランザクションあたりで必要な処理量に注目すると、各 DB を検索する処理量が収容端末数の対数で増加するため、1 モジュールあたりで収容可能な収容端末数は、使用可能なプロセッサ性能に比例して増加しない。このため、図 3-15 において、図 3-12 の 20 倍の端末収容するためには、図 3-12 の所要モジュール数よりも多いモジュールが必要である。たとえば、図 3-12 で、0.8 億端末を約 25 モジュールで収容しているが、図 3-15 では 16 億端末(20 倍)の収容には、約 30 モジュール(1.2 倍)必要になっている。

一方、方式 C の所要モジュール数は、主記憶容量制限により決定する所要モジュール数と、プロセッサ容量制限により決定する所要モジュール数が同一になるように最適パラメータ値  $S_r$  を調整することで決定する。このため、図 3-15 において、方式図 3-12 の 20 倍の端末収容するためには、図 3-12 の所要モジュール数よりもやや多いモジュールが必要であるが、方式 B にくらべると増分が少ないことが分かる。たとえば、図 3-12 で、1.6 億端末を 30 弱のモジュールで収容しているが、図 3-15 では 32 億端末(20 倍)を、30 強のモジュール(1.03 倍)で収容しており、ほとんど増加していない。

## 3.7. 方式 D の評価

本節では、分散形サービス制御プラットフォームが収容する端末数に対し必要とされるモジュール数を方式 D について評価し、方式 C との比較により方式 D の適用範囲を明確にする。なお、本節の評価では、2006 年現在の代表的な市販サーバの適用を想定し、主記憶装置中データベースとして 60GB、通常時の DB 処理に使用可能なプロセッサ性能を 1000MIPS と仮定して定量評価を行っている。

### 3.7.1. 各種モジュールの所要数評価

方式 D では、振り分けモジュールと DB モジュールの 2 種類のモジュールで構成するため、それぞれについて、主記憶装置とプロセッサの容量制限から決まる所要モジュール数を評価する。

#### (1) 主記憶容量制限によるモジュール数評価式

ここでは、方式 A、B、C の評価で用いた値と同一のパラメータを用いて主記憶容量制限により決定する方式 D の所要モジュール数評価式を導出する。

##### (1-1)使用するパラメータ

本評価で使用する各パラメータの定義を以下に示す。

$\times [ \times 10^6 \text{ 端末 / ノード } ]$ : プラットフォーム当たりの収容端末数

[ B / 端末 ] : 端末当たりのデータサイズ

[ B / 端末 ] : 宛先 DB 決定表におけるデータエントリサイズ

[ GB ] : DB 格納に使用可能な主記憶容量

##### (1-2)所要モジュール数の評価式

主記憶容量から決まる各モジュール数  $N_{MMDm}$  (振り分けモジュール)、 $N_{MMDd}$  (DB モジュール) の評価式は、それぞれ以下になる。

(a) 方式 D におけるノード内所要振り分けモジュール数  $N_{MMDm}$

方式 D の振り分けモジュールは、宛先 DB 決定表を搭載し DB は搭載しない。

また、宛先 DB 決定表のサイズは、主記憶容量を越えない。従って、所要モジュール数は次式のようになる。

なお、 $N_{MMDm}$  は実数としている。

$$N_{MMDm} \geq \frac{x\beta}{\gamma} \quad (x\beta < \gamma) \cdots \cdots \cdots (19)$$

$$N_{MMDm} \geq 1 \quad (x\beta \geq \gamma) \cdots \cdots \cdots (20)$$

(b)方式 D におけるノード内所要 DB モジュール数  $N_{MMDd}$

端末データを保持する DB に使用可能な容量が [GB]以下であるため、次式のようになる。方式 B の主記憶容量制限による所要モジュール数と同一である。

$$\alpha \frac{x}{N_{MMDd}} \leq \gamma \quad \cdots \cdots \cdots (21)$$

$$\therefore N_{MMDd} \geq \frac{\alpha x}{\gamma} \quad \cdots \cdots \cdots (22)$$

## (2) プロセッサ処理容量制限によるモジュール数評価式

次に、プロセッサの処理容量から決まる所要モジュール数評価式を導出する。

### (2-1)モジュール内の処理フロー

モジュール内の処理フローモデルを図 3-10 に示す。各項目(Ds、Dd、Dc、Du、Da)の処理内容は、方式 A、B、C、D で同一である。方式 D を方式 C と比較すると、各処理を実現するモジュールが機能分散されている点のみ異なる。

振り分けモジュールは、ネットワークからトランザクション(DB アクセス要求)を入力する(Ds)と、その信号内の端末識別情報に基づいて、宛先 DB 決定表を検索する(Dd)。目的の端末情報を持つ宛先モジュールを発見した場合は、当該 DB 管理モジュールへのユニキャスト通信によって、アクセス要求を転送し(Dc)、宛先モジュールを発見しなかった場合は、全 DB 管理モジュールにマルチキャスト通信により、アクセス要求を転送する(Dc)。

受信した DB モジュール(Dc)は、受信信号内のアクセス要求情報に基づいて、DB 上の目的の端末エントリの検索及びアクセスを行う(Du、Da)。そして、対応する読み出しデータまたは、書き込み完了通知をトランザクション応答として、送信した振り分けモジ

ルールに返却する(Dc)。振り分けモジュールは受信したトランザクション応答をネットワークへ返却する(Ds)。

なお、「宛先 DB 決定処理」(Dd)や「データ有無検索処理」(Du)における対象エントリの検索は、方式 A、B、C の評価と同様、効率を考慮し二分木サーチ(binary search)法によるものとする。

## (2-2)使用するパラメータ

方式 A、B、C の評価と同一の以下のパラメータを使用する。

$x$ [ $\times 10^6$ 端末 / ノード ]	: ノード当たりの収容ユーザ数
$\rho$ [ $\times 10^6$ 命令 / 秒 ]	: 通常時の DB 処理に使用可能なプロセッサの MIPS(Mega Instructions Per Second)値
$\lambda(x)$ [ トランザクション / 秒 ]	: ネットワークから加わるトランザクション (DB アクセス要求)の発生率

$\lambda(x)$ については、最繁時呼率 0.005、呼の平均保留時間 100 [ 秒 / 呼 ] [ トランザクション / 呼 ] として、次式で与える。なお、最繁時呼率と呼の平均保留時間については、既存の固定電話の場合(即ち、呼率=0.05、保留時間 115 秒)[13]をベースに、モバイル通信サービスが広く普及した時点を想定し上記の値を仮定した。

$$\begin{aligned} \lambda(x) &= \frac{x \times 0.005}{100} \times \nu \\ &= 5 \times 10^{-5} x \nu \quad \dots \dots \dots (23) \end{aligned}$$

## (2-3)所要モジュール数の評価式

プロセッサの処理容量から決まる所要モジュール数  $N_{PRDm}$ 、 $N_{PRDd}$  は、以下のようになる。

(a)方式 D におけるノード内所要振り分けモジュール数  $N_{PRDm}$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRDm}} \{D_s + D_d + D_c + D_c + D_s\} \leq \rho \quad \dots \dots \dots (24)$$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRDm}} \{2D_s + D_{d0} \log_2 Sx + 2D_c\} \leq \rho \quad \dots \dots \dots (25)$$

ここで、 $x < \frac{\gamma}{\beta}$  の範囲では、全収容端末の宛先 DB 決定のための情報を振り分けモジュールに搭載する。一方、 $x > \frac{\gamma}{\beta}$  の範囲では、アクセス頻度が高い上位端末のなかで、主記憶装置に搭載可能な分のみ宛先 DB 決定表で管理を行う。

従って、S の値は以下の式に従う。

$$S = 1 \quad (x < \frac{\gamma}{\beta}) \quad \dots \dots \dots (26)$$

$$S = \frac{\gamma}{\beta x} \quad (x > \frac{\gamma}{\beta}) \quad \dots \dots \dots (27)$$

(b)方式 D におけるノード内所要 DB モジュール数  $N_{PRDd}$

方式 D は、方式 C 同様、宛先 DB 決定表により宛先 DB を決定した場合(確率 T)は、ユニキャスト通信により特定の DB モジュールに DB 検索を要求し、宛先 DB 決定表で宛先 DB を決定できなかった場合(確率(1-T))に、マルチキャストにより全 DB モジュールに DB 検索を要求する。よって、以下の式に従う。

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRDd}} \{D_c + D_u + D_a + D_c\} \leq \rho \quad \dots \dots \dots (28)$$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRDd}} \{(1-T)N_{PRC}D_c + TD_c + (1-T)N_{PRC}D_u + TD_u + D_a + D_c\} \leq \rho \quad \dots \dots \dots (29)$$

$$\frac{\lambda(x)}{N_{PRDd}} \left\{ \{(1-T)N_{PRC} + 1 + T\}D_c + \{(1-T)N_{PRC} + T\}D_u \log_2 \frac{x}{N_{PRC}} + D_a \right\} \leq \rho \quad \dots \dots \dots (30)$$

ここで、T の値は以下の式に従う。

$$T = 1 \quad (x < \frac{\gamma}{\beta}) \quad \dots \dots \dots (31)$$

$$T = T(S), \quad S = \frac{\gamma}{\beta x} \quad (x > \frac{\gamma}{\beta}) \quad \dots \dots \dots (32)$$

### (3) 2種の制限を考慮した各モジュールの所要数評価

ここでは、主記憶容量ネック及びプロセッサ処理容量の観点から評価した振り分けモジュール及びDB管理モジュールの収容端末数と所要モジュール数との関係を示す。評価にあたって、主記憶容量は64ビット系のマイクロプロセッサ( $\mu P$ )を想定し、最大64GB( $=2^{32}$ )とし、このうち、DB分として $\approx 60$ GBを使用可能と仮定する。算出用のパラメータ値は、実用化されたモバイル通信サービスの実現例に基づき以下とした。

$\approx 400$  [B/端末]

$\approx 20$  [B/端末]

その他のパラメータは図3-16、17に示すものを使用した。及びの値を除き3.6節の評価と同一である。

#### (3-1) 所要振り分けモジュール数

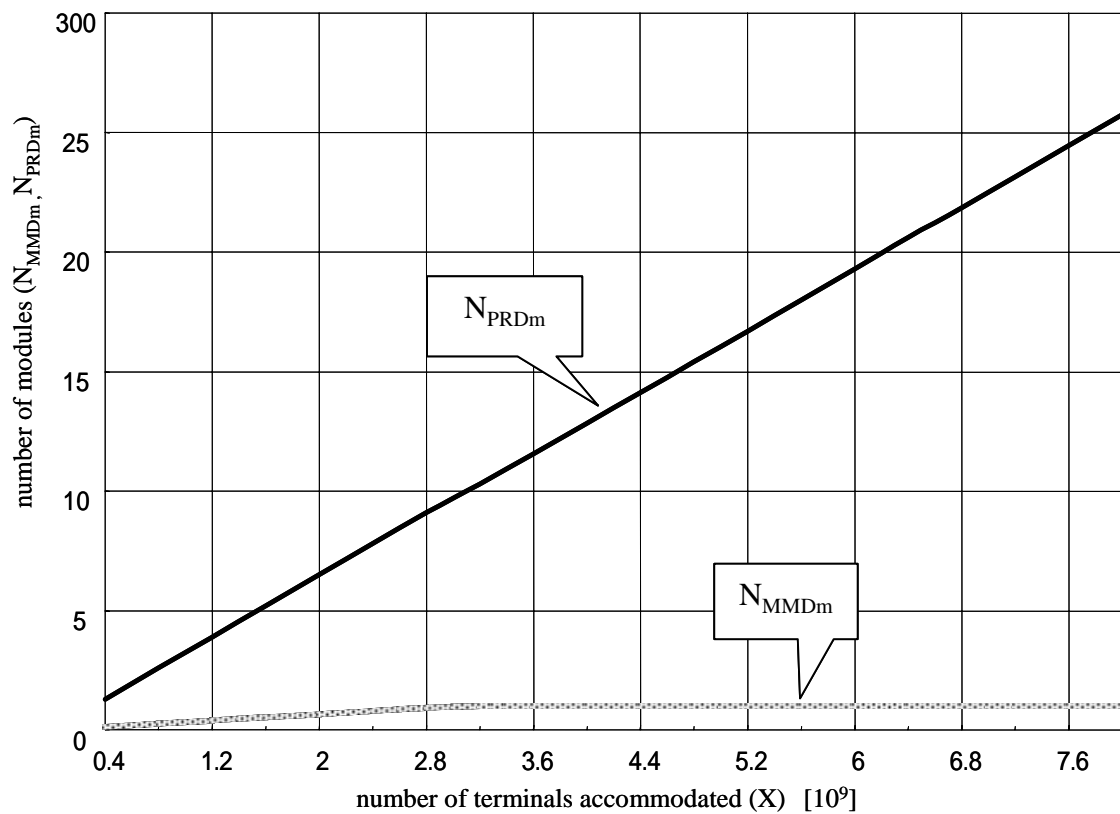
評価結果を図3-16に示す。

主記憶容量制限による所要数( $N_{MMDm}$ )は、収容端末数が0から増加すると宛先DB決定表のサイズが主記憶容量に一致する30億端末( $3 \times 10^9$ )まで線形に増加し、以後1固定となる。

プロセッサ処理容量制限による所要数( $N_{PRDm}$ )は、収容端末数の増加に対して線形に増大する。なお、収容端末数が30億を超えると一部の端末についてはDBアクセスがマルチキャストになるが、振り分けモジュール側の1アクセスあたりの負荷は同一のため、モジュール所要数の増加率に変化は生じない。

振り分けモジュールは、主記憶容量制限およびプロセッサ処理容量制限から決まる所要モジュール数のうち大きい方の数を設備する必要がある。

このため、振り分けモジュール数はプロセッサ処理容量制限により決定し、収容端末数に対し線形に増加する。



: data size per user (400 B)  
 : data size per management table entry (20 B)  
 : available main memory size (60GB)  
  
 : available processing capacity (1000 MIPS)  
 C2: constant of Zipf's equation (0.7)  
 Ds: steps to receive or send data to the network (8,000)  
 Dd0: steps to search management table (50) (Binary search)  
 Du0: steps to search database (50) (Binary search)  
 Dc: steps to receive or send data to the modules (2,000)  
 Da: steps to access database (5,000)  
 : transactions / call (3)

図 3-16 振り分けモジュールの所要数



### (3-2) 所要 DB 管理モジュール数

評価結果を図 3-17 に示す。

主記憶容量制限による所要数( $N_{\text{MMDd}}$ )は、収容端末数の増加に対して線形に増大する。

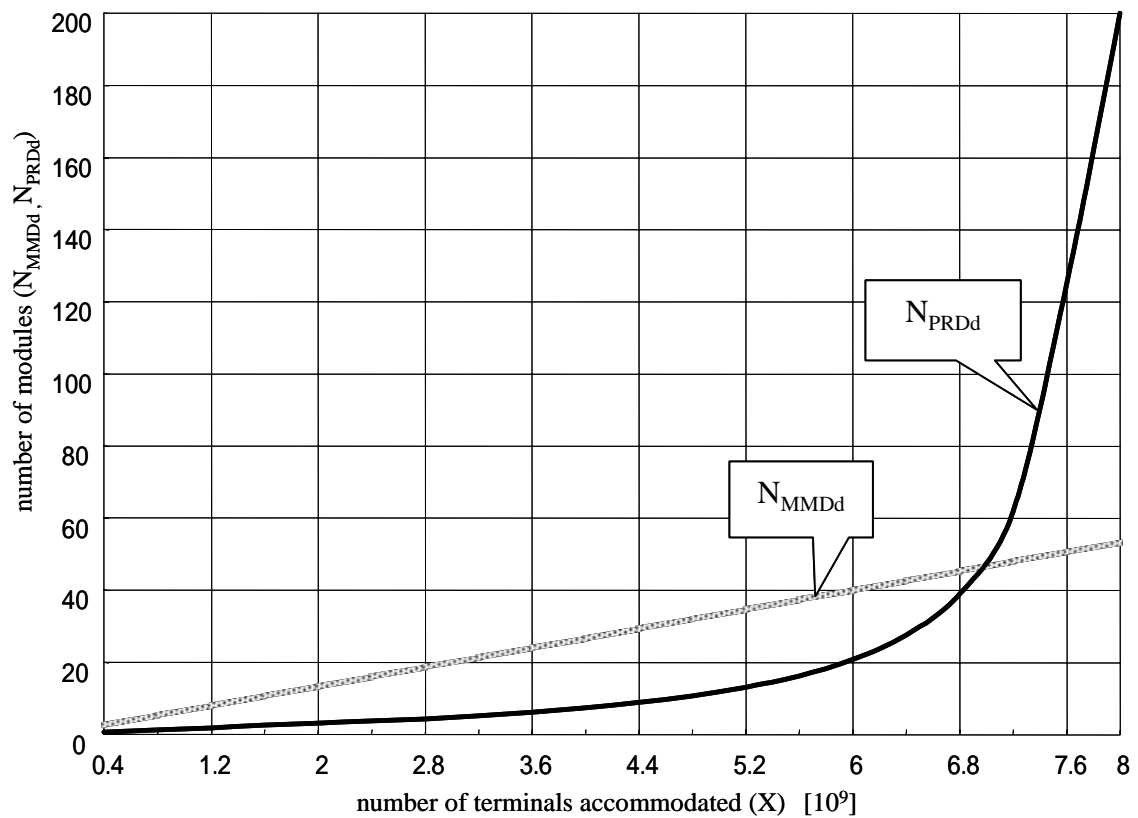
プロセッサ処理容量制限による所要数( $N_{\text{PRDd}}$ )については、収容端末数が 0 から増加すると宛先 DB 決定表のサイズが主記憶容量に一致する 30 億端末( $3 \times 10^9$ )まで線形に増加し、以後増加率が増大し所要数は発散していく。

増加率が増大する理由は、以下の 2 つである。

- ・ 収容端末数が 30 億を超えると一部の端末については DB アクセスがマルチキャストになるが、ユニキャストに比べてマルチキャストの DB 管理モジュール側の負荷合計は DB モジュール数に比例するため。
- ・ 端末数が 30 億を超えるにつれて、マルチキャストの比率が高くなるため。

DB 管理モジュールについても、主記憶容量制限およびプロセッサ処理容量制限から決まる所要モジュール数のうち大きい方の数を設備する必要がある。

このため、DB 管理モジュール数は、端末数が 0 ~ 約 70 億 ( $7 \times 10^9$ ) までの範囲では主記憶容量制限により決定し、収容端末数に対し線形に増加する。約 70 億を超えると、プロセッサ処理容量制限から決定する。



: data size per user (400 B)  
 : data size per management table entry (20 B)  
 : available main memory size (60GB)  
  
 : available processing capacity (1000 MIPS)  
 C2: constant of Zipf's equation (0.7)  
 Ds: steps to receive or send data to the network (8,000)  
 Dd0: steps to search management table (50) (Binary search)  
 Du0: steps to search database (50) (Binary search)  
 Dc: steps to receive or send data to the modules (2,000)  
 Da: steps to access database (5,000)  
 : transactions / call (3)

図 3-17 DB 管理モジュールの所要数

### 3.7.2. 所要モジュール数総計の評価

図 3-18 に 4 方式の所要モジュール数を示す。方式 A、B、C は図 3-15 と同一である。図 3-18 に示すように、方式 D は、約 70 億端末(DB 管理モジュールで、主記憶容量の制限による所要モジュール数とプロセッサ容量制限による所要モジュール数が合致するポイント)までは、端末数の増加に対して必要なモジュール数が線形に増加する。約 70 億端末を越えると、端末数の増加に対して必要なモジュール数が急激に増加し発散する。

方式 C と比較すると、30 億端末以下では、方式 C の方が方式 D に比べモジュール数が少ない。0～30 億近辺の拡大図を図 3-19 に示す。端末数が 0～20 億近辺まででみると、方式 D の所要モジュール数は、方式 C に比べ 50～30%程度多く必要である。端末数が 0～30 億の領域で、方式 D が方式 C に比べ必要なモジュール数が多くなる理由について、次項で考察を述べる。

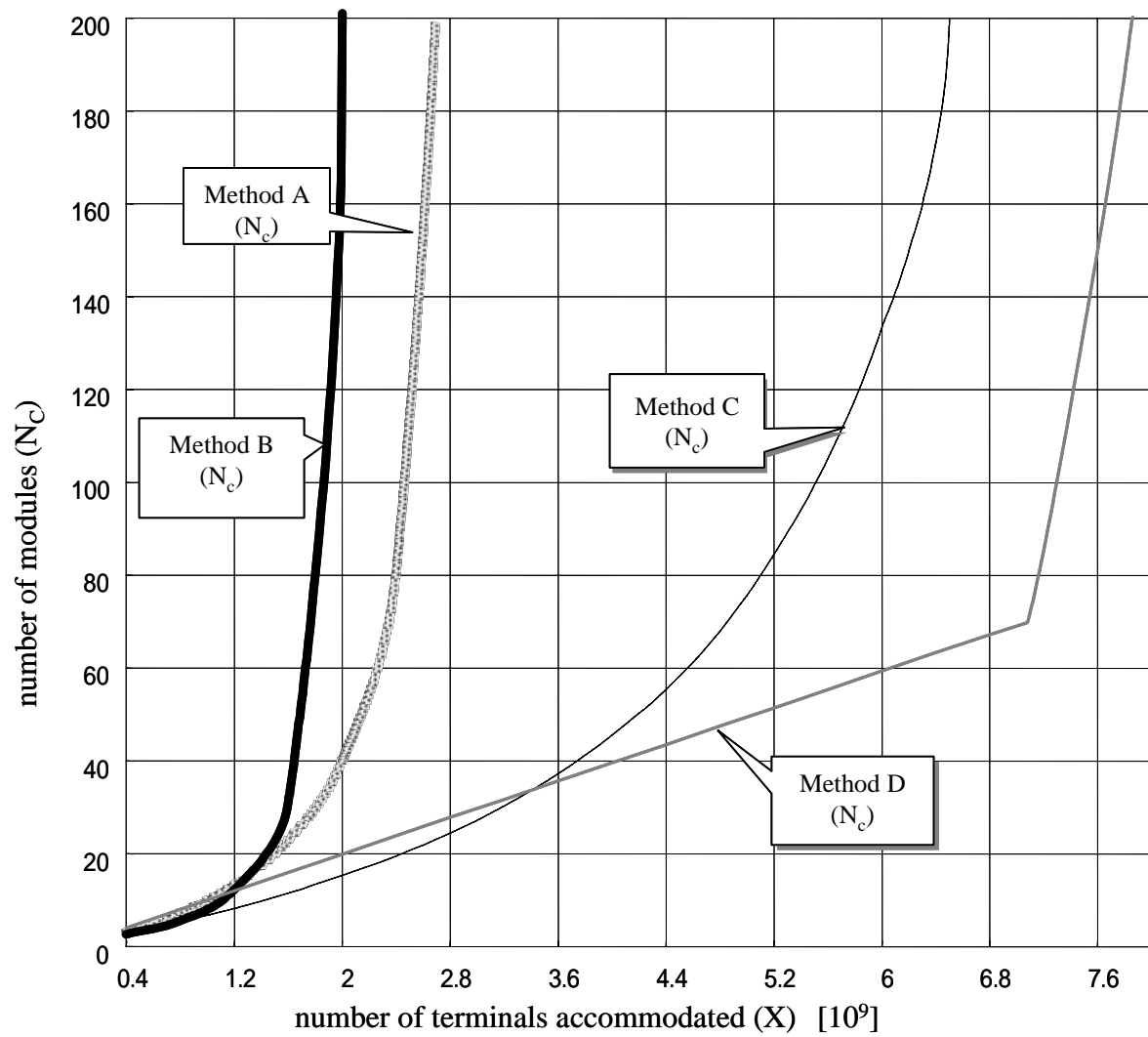


図 3-18 4 方式の所要モジュール数

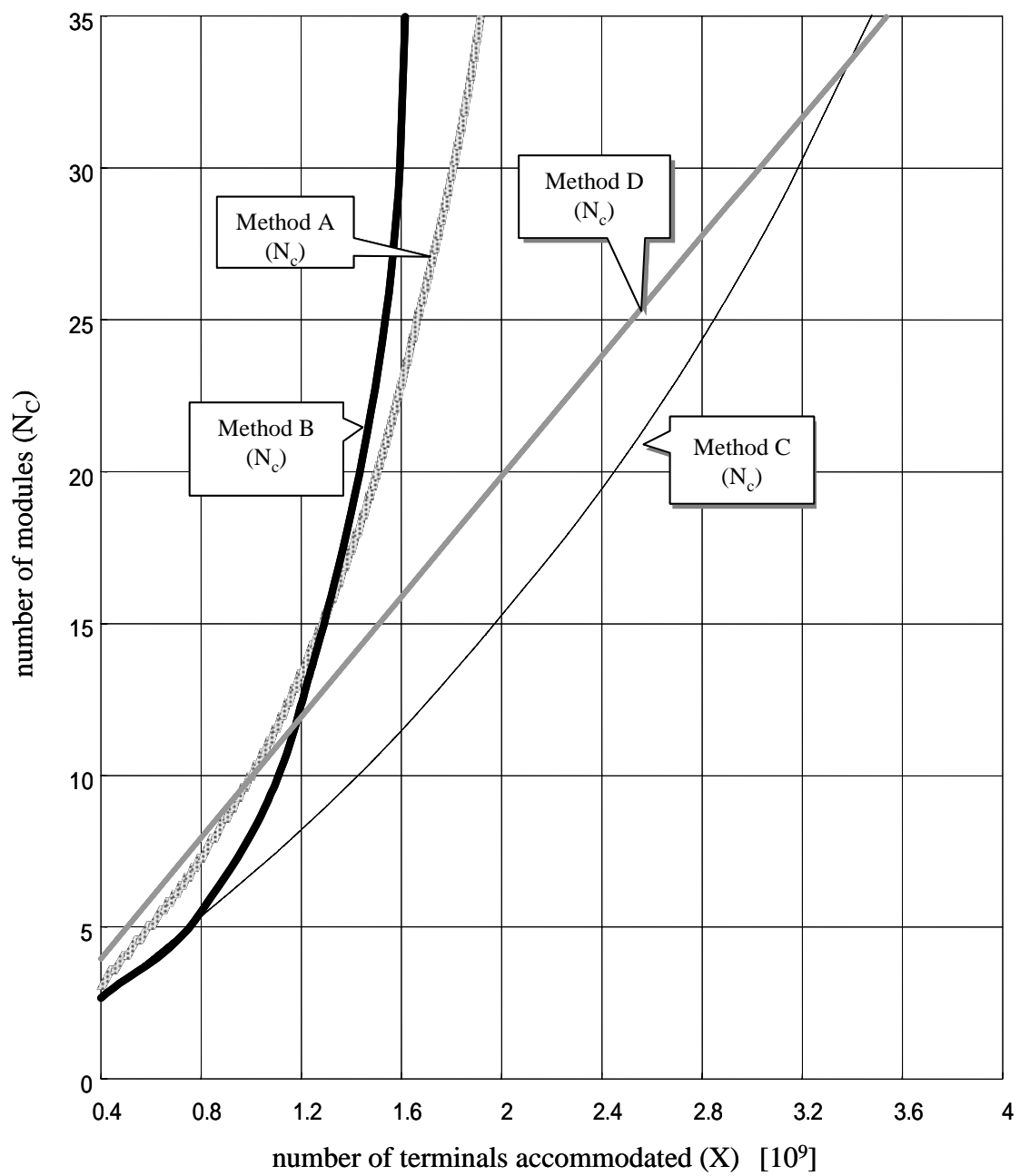


図 3-19 4 方式の所要モジュール数(0 ~ 30 億端末近辺)

### 3.7.3. 主記憶容量及びプロセッサ性能の使用率と所要モジュール数の関係に対する考察

方式 C では、宛先 DB 決定表と DB を同一モジュールに搭載し、主記憶容量制限による所要モジュール数と、プロセッサ容量制限による所要モジュール数が合致するように、宛先 DB 決定表のサイズを決定する。よって、全領域にわたって、主記憶容量及びプロセッサ性能のどちらも使用率 1 とすることが出来る。

方式 D では、機能分散に起因し、主記憶容量及びプロセッサ性能の使用率に分割損が発生する。方式 D における全モジュール合計での主記憶装置及びプロセッサ性能の使用率を、図 3-20 に示す。

図 3-20 で、端末数が 30 億以下の領域に着目すると、記憶容量の使用率が 100% 以下になっている。この領域での DB 管理モジュールのボトルネックは主記憶容量であり 100% 使用するが、振り分けモジュールは主記憶装置に宛先 DB 決定表のみ搭載するため、主記憶容量に方式上使用できない容量が発生するためである。一方、プロセッサ使用率は、約 49% で一定になっている。これは、この領域では DB 検索を全てユニキャストで実施するため、DB アクセス一回あたりの必要な処理量がほとんど変わらないためである。(厳密には、端末数が増大すると 2 分木検索を実施する回数が増加する。ところが、図 3-15 に示すように、1 回の 2 分木検索あたりのステップ数を 50 step と見込むため、網側の送受信処理のステップ数 16k step に比べ非常に小さい。また 2 分木検索回数は端末数に対して対数で増加するため、端末数がたとえば 32 倍になっても、1 トランザクションあたりの 2 分木検索で増加するステップ数は高々 250 step 程度である。このためほとんど影響はない)

端末数が 30 億を越えると、振り分けモジュール及び DB 管理モジュールはともに主記憶容量を全て使用する (使用率 1)。プロセッサ使用率については、徐々にマルチキャストの比率が高くなるため、DB アクセス一回あたりの必要な処理量が増加し、約 70 億でプロセッサ使用率=1 になる。

さらに端末数が増大すると、プロセッサ性能がネックになり、DB 管理モジュールでは主記憶装置を有効に使用できなくなり、主記憶容量の使用率が 1 から低下する。

このため、収容端末数約 30 億以下の領域では、方式 D で主記憶容量及びプロセッサ性能を有効に使用できず、方式 C に比べ必要なモジュール数が多くなると思われる。

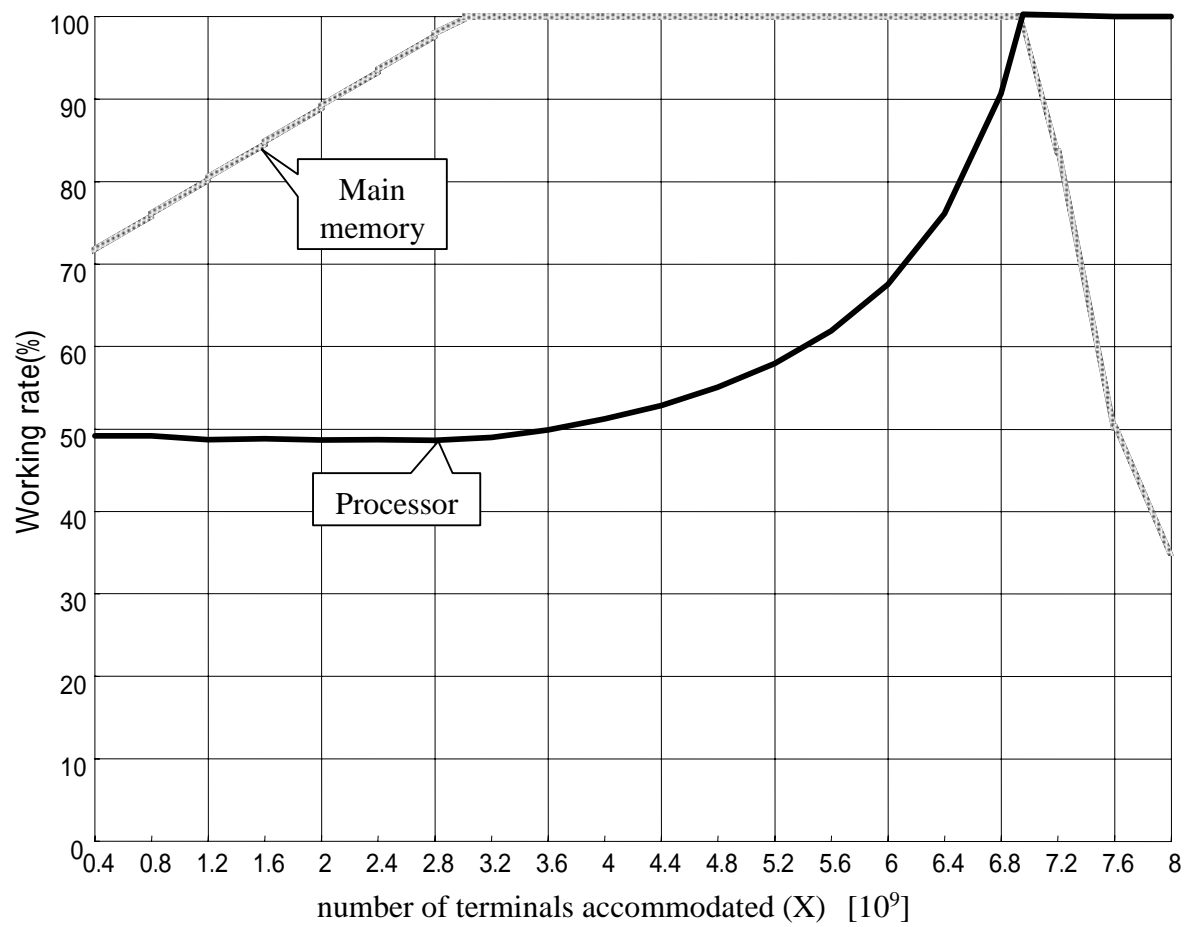


図 3-20 方式 D の主記憶装置及びプロセッサ使用率

## 3.8. 本章の総括

以上、3 章では、今後のユビキタスサービスの実現に必要な分散形サービス制御プラットフォームとして、分散されたデータベース(DB)へのアクセスを効率的に行う新たな方式を提案した。即ち、DB へのアクセス要求に端末間の偏りがある点に着目し、アクセス頻度の高い少数端末へのアクセスにはユニキャスト通信を、そうでない多数端末へのアクセスにはマルチキャスト通信を適用するハイブリッド形方式(方式 C)を提案した。また、ハイブリッド形方式で発生する大規模時の主記憶容量圧迫を低減するハイブリッド機能分散方式(方式 D)を提案した。方式 C については、ユニキャスト通信とマルチキャスト通信を使い分ける方式制御パラメータを導入し、その値を適切に選ぶことにより、いずれか一方の通信のみを用いる従来の方式において存在した主記憶容量による制限やプロセッサ処理容量による制限を同時に改善可能なことを示した。また現状の市販サーバハードを前提とした場合、目標とする 0~30 億端末の範囲で十分なスケーラビリティを確保できることを定量的に示した。方式 D については、方式 C に比べさらに幅広い範囲でスケーラビリティを確保できることを示した。また現状の市販サーバの主記憶容量及びプロセッサ性能を前提とした場合、所要モジュール数の観点で、約 30 億端末までは方式 C を適用し、さらに大規模時には方式 D の適用が望ましいことを定量的に示した。

これら方式は今後のユビキタスサービスの需要拡大に有効裏に働くものと考ええる。

なお、今回の検討においては、モバイル通信についての DB アクセスパタンの実測データが存在しなかったため Zipf 則で近似できるものとの仮定の下で議論を展開した。今後、DB アクセスパタンの実測による検証が必要と考える。

また、収容端末数に対し設備すべきモジュール数を決める場合、DB アクセス分布の短時間的な変動も見込む必要があり、その変動を吸収できる余裕をみた設計が必要となる。



## 付録

### 1. 第2章の方式案(i)と方式案( )の比較

上記方式案について、物品の設備や運用に必要な費用、端末等外部へ及ぼす影響について比較する。

#### (1)物品の設備に必要な費用

方式案( )について、SCP(service control node)当たりの端末収容能力を  $a_s$  [ 端末 / SCP ] SCP の価格を  $b_s$  [ユニット/SCP]とする時、 $x$  端末を収容するのに必要な費用  $C_s(x)$  は、次式で与えられる。

$$C_s(x) = b_s \cdot \frac{x}{a_s} = \frac{b_s}{a_s} \cdot x \dots \dots \dots (A1)$$

一方、方式案( )について、モジュール当たりの端末収容能力を  $a_m$  [ 端末/モジュール ] モジュールの価格を  $b_m$  [ユニット/モジュール] 、モジュール間結合用の付加的装置の価格を  $b_0$  [ユニット]とする時、 $x$  端末を収容するのに必要な費用  $C_m(x)$ は、次式となる。

$$C_m(x) = b_0 + b_m \cdot \frac{x}{a_m} = b_0 + \frac{b_m}{a_m} \cdot x \dots \dots \dots (A2)$$

両方式案の差を  $D(x)$ とすると、

$$D(x) = C_s(x) - C_m(x) = \left( \frac{b_s}{a_s} - \frac{b_m}{a_m} \right) x - b_0 \dots \dots \dots (A3)$$

ここで、 $D(x) < 0$  となる  $x$  が方式案( )の有利な領域、 $D(x) > 0$  となる  $x$  が方式案( )の有利な領域である。

$a_s$  と  $a_m$  を比較した場合、方式案( )においてモジュール間通信処理が必要となる分だけ  $a_m$  の値が小さくなる。例えば、同一性能のプロセッサを用いた試作結果より、ほぼ2割減と想定される。即ち、

$$a_m = 0.8 a_s \dots \dots \dots (A4)$$

次に、 $b_s$  と  $b_m$  について比較する。今回のような実時間システムでは信頼性を確保する観点から予備構成が採用される。方式案(i)の場合には通常 SCP を構成する各装置を二重化する構成が採用される。一方、方式案( )では各モジュールを1重化装置の集合で

構成し、複数台のモジュールに対し、1 モジュールの予備をおく  $n+1$  予備構成が一般的である。実用化された装置の価格をベースとした場合、二重化構成：1 重化構成の価格比は 1:0.57 となり、方式案( )で信頼性をできるだけ高くするものとして、 $n=3$  と仮定した場合、

$$b_s : b_m = 1 \times 3 : 0.57 \times 3 + 0.57 = 3 : 2.28 \quad \text{即ち、}$$

[illegible]

となる。(A4)、(A5)を(A3)へ代入すると、

$$D(x) = \left( \frac{b_s}{a_s} - \frac{0.76b_s}{0.8a_s} \right) x - b_0 = 0.05 \cdot \frac{b_s}{a_s} x - b_0 \quad \text{--- (A6)}$$

例えば、実用化された SCP で、 $\frac{b_s}{a_s}=70$  であり、仮にモジュール間結合用の装置の価

格を大きく見て  $b_0 = 5000$  万としても、 $x \geq \frac{5000\text{万}}{0.05 \times 70} \approx 1400\text{万}$  [端末] の領域において、方式案( )が有利となる。

(2)運用に必要な費用

方式案(i)の場合に、独立に稼働する複数の SCP は、ネットワークノードと異なり、地理的に離して収容端末の近くに設置するという必要がない。このため、同一ビル内に集中して設置することができる。このような設置を仮定する限り、システムを維持管理する費用は両方式案とも同等と考えられる。

### (3)外部へ及ぼす影響

方式案(i)では、SCP との通信相手側がどの SCP へ着信させるかを予め知っている必要がある。もし、通信相手側がアクセス先データを持つ SCP を特定できない場合には、その情報を管理しているノードを別に用意し、そこへ一旦着信させ、そこから再度目的の SCP へ転送しなければならず、ネットワーク負荷が高くなるだけでなく、DB アクセスのレスポンス時間の増加を招く問題がある。これに対し、方式案( )ではこの種の問題は特にない。

## 4. サーバベース・シームレス・ハンドオーバ技術

---

【関連論文【A1】【A3】【C2】【C3】【C4】【D1】【D2】【D3】】

サブネット間ハンドオーバ時の通信断時間の短縮及びパケットロス防止(シームレス・ハンドオーバ)の実現を目指し、様々な方式が提案されているが【23】【24】【25】、IETFにおけるFast Handovers for Mobile IPv6 (FMIP)プロトコル【19】【20】の検討が最も先行している。FMIP及びその他のシームレス・ハンドオーバプロトコルは、一般にアクセスルータ(AR)へ機能を追加しAR間の連携により実現するため、様々なメーカの多数のARで構成する網の場合、機能追加及び相互接続の確認に要する作業が多く、スムーズな導入の妨げになる可能性がある。また、シームレス・ハンドオーバ実現のために新たに導入されたARとMN間の信号についてはハンドオーバ毎に認証が必要であるが、方法が未解決などの課題がある。そこで、本章では、第一に現状の標準技術およびFMIPの特徴を概観し、シームレス・ハンドオーバを実現するための課題を抽出する。次いで、シームレス・ハンドオーバ実現のために必要な機能を、ARではなく、複数のARで共有して使用可能なDHCPサーバ及びホームエージェントへ配備することで、機能追加が必要な装置数を削減し装置間の連携を不要とする機能配備案と、それを実現する新たなプロトコルを提案する。さらに、本提案がその他の課題を解決することを示す。

なお、本章において、プロトコル名にv4またはv6が付与されているばあい(例DHCPv6)、IPバージョンによる差があることを示している。v4、v6を付与せず表記されている場合(例DHCP)、IPバージョンによらず共通の仕様であることを示している。

## 4.1. 研究の背景

これまで、無線 LAN を用いた公衆向けのインターネットアクセスサービスは、店舗内や駅構内の一部にアクセスポイント (Access Point: AP) を設置し、限られたエリア内で提供される場合がほとんどであったが、複数の AP を無線セルが重なるように連続して設置し、駅全体や、通り、あるいは市街全体からの無線 LAN アクセスを可能とするサービスが普及する兆しが見えている。

そのように広域なエリアを一つのサブネットで構成すると、ルータが管理するネイバーキャッシュサイズや、リンクローカルマルチキャストパケット数が増大する問題が発生するため、一般に複数のサブネットで構成可能であることが望ましい。

移動端末 (Mobile Node: MN) がサブネット間を移動しても、MN と MN の通信相手端末 (Correspondent Node: CN) 間の通信を継続可能とする技術として、モバイル IP 技術【16】【17】がある。モバイル IP では、MN 固定の IP アドレス (ホームアドレス) と、MN が移動先で使用する IP アドレス (気付けアドレス) の対応をホームエージェント (Home Agent: HA) に登録 (以下位置登録) することで IP レイヤのモビリティを実現する。ところが、標準の無線 LAN 技術[2]、IP 技術及びモバイル IP 技術を用いて、MN がサブネット間をハンドオーバー (Hand over: ハンドオーバー) すると、MN と AP 間のレイヤ 2 再接続手順、MN とアクセスルータ (Access Router: AR) 間の IP レイヤ再接続手順、及び MN と HA 間の位置登録手順のため IPv6 で数秒以上、IPv4 で 10 秒以上の通信断が発生し、VoIP 通信等リアルタイム処理が必要なアプリケーションを利用する場合、品質への影響が大きい問題がある。また、TCP の場合パケットロスが発生すると輻輳制御機能が起動し、TCP スループットが低下することが知られている。このため、サブネット間ハンドオーバー時の通信断時間を短縮する技術 (高速ハンドオーバー技術) 及び、ハンドオーバー中のパケットロスを防止する技術 (スムーズハンドオーバー技術) が必要である。

高速かつスムーズなハンドオーバー (シームレス・ハンドオーバー) の実現を目指し、Fast Handovers for Mobile IPv6 (FMIP) 【19】 や、高速ルータ広告手順プロトコル【23】 (スムーズハンドオーバー機能はない) などの提案がある。前者については特に検討が進み、Experimental RFC4068 が既に公開されている。ところがそれらのプロトコルは、アクセスルータ (AR) へ機能を追加し AR 間の連携により実現するため、様々なメーカの多数の AR で構成する網の場合、機能追加及び相互接続の確認に要する作業が多く、スムーズな導入の妨げになる可能性がある。また、FMIP 信号の認証が必要であるが方法が未解決【D3】

【21】、レイヤ 2 の処理時間(無線 LAN で最大数 100ms)を短縮する仕組みがない、などの課題がある。そこで、本章では、シームレス・ハンドオーバ実現のために必要な機能を、AR ではなく、複数の AR で共有して使用可能な DHCP サーバ及びホームエージェントへ配備することで、機能追加が必要な装置数を削減し装置間の連携を不要とする機能配備案と、それを実現しかつ FMIP で解決されていない各課題を解決する新たなプロトコルを提案する。なお、無線 LAN サブネット間をハンドオーバ時の通信断時間は、標準の無線 LAN 技術、IP 技術及びモバイル IP 技術で発生する IPv6 で数秒以上、IPv4 で 10 秒以上の通信断に対して、100ms 以下を目標に設定する。

## 4.2. 各節の概要

第 4.3 節以降の各節の概要を以下に示す。

第 4.3 節では、標準の無線 LAN 及び標準の IPv6 及び IPv4 技術によりサブネット間ハンドオーバ時の処理を概観し、高速化が必要な処理を抽出する。第 4.4 節では代表的な既存のシームレス・ハンドオーバプロトコルとして FMIP の処理を概観し課題を抽出する。次いで、第 4.5 節では、提案するサーバベース・シームレス・ハンドオーバ方法の詳細を説明し、提案方式により、標準の無線 LAN 及び IP プロトコルのみをサポートするレイヤ 2 装置及び AR と組み合わせてシームレス・ハンドオーバを実現し、かつ、FMIP の課題を解決することを示す。さらに、第 4.6 節では、MN を収容する DHCP サーバ及び HA の切替について考察を述べる。第 4.7 節では、提案方式と、FMIP 及び高速ルータ広告方式の特徴を比較し、提案方式の優位点を明確化する。さらに、第 4.8 節では IPv6 における提案方式について、Linux OS 上に実装して動作確認を行った結果を示す。最後に第 4.9 節で、第 4 章を総括する。

## 4.3. 標準技術によるサブネット間ハンドオーバー時間内訳

本節では標準の無線 LAN 技術及びモバイル IP 技術を用いて、MN がサブネット間をハンドオーバーした場合のハンドオーバー時間内訳を示し、短縮が必要な処理を明らかにする。使用する IP のバージョンにより処理が異なるため、IPv6 及び IPv4 のそれぞれについて分析を行う。

### 4.3.1. IPv6 の処理

IPv6 を用いて MN がサブネット間をハンドオーバーした場合のシーケンス例を図 4-1 に示す。ただし、標準のプロトコル仕様の範囲で MN 内の処理はハンドオーバー時間高速化のために最適化している。図 4-1 の手順 ~ の内訳を以下に示す。

#### (1)手順 (レイヤ 2 処理)

手順 は、P サーチ処理と、Authentication 及び Association 処理で構成する。例えば、応答待ちタイマを文献【27】の最適値 10ms にマージンを加え 20ms に設定すると仮定すると 802.11b の場合、日本では無線 LAN のチャンネルを 14ch 使用可能であるため、AP サーチ処理時間の合計は 280ms(20ms × 14ch)になる。Authentication 及び Association 処理時間は、無線 LANchip 及びドライバの種類に依存するが数 ms ~ 10ms 程度である【31】。以上、合計で約 300ms と見込む。

#### (2)手順 (移動先での IP レイヤ処理)

手順 の各処理について、近隣発見プロトコル(RFC2461)【22】及び DHCP(RFC3315)【30】のプロトコルデフォルト値を使用時の値を以下に示す。各処理を平行で動作させても 3 秒以上になる。

##### (a)移動検出処理(Neighbor Unreachability Detection : NUD)処理(RFC2461)

MN は MN は、レイヤ 2 処理が完了すると、移動前に接続していたリンク内の AR(Previous AR: PAR)宛に、近隣要請信号(Neighbor Solicitation: NS)を送信し、PAR からの応答(Neighbor Advertisement: NA)が無い場合、サブネットを移動したと判定する。(Neighbor Unreachable Detection: NUD)デフォルト値で 3 秒以上)

#### (b)新 IP レイヤ設定情報の入手

新プレフィックス、新しいリンク上のゲートウェイルータ(New AR: NAR)の IP アドレス、MAC アドレスを入手するため、MN はルータ広告要請信号(Router Solicitation: RS)を送信し、RS を受信した AR は新プレフィックス等の情報を含むルータ広告信号(Router Advertisement: RA)を送信する。ただし、AR は RS 受信後ランダム(デフォルト値で最大 500ms)に待ってから RA を送信する。

さらに、移動前のリンクで、MN が DHCP サーバから入手している IP アドレス(stateful アドレス使用の場合)や DNS サーバアドレスなどの情報が、移動後も継続使用可能か確認し、使用できない場合は、新しい情報を DHCP サーバから入手するため、MN は、DHCP confirm 信号を送信し、DHCP サーバは DHCP confirm 信号受信後、ランダム(デフォルト値で最大 1 秒)にってから DHCP replay を応答し、MN が接続するリンクで使用可能な各種 IP レイヤ設定情報(DNS アドレスなど)を MN に通知する。本処理は合計で 0~1.5 秒を要する。

#### (c)新 IP アドレスの重複検出

MN が生成した新 IP アドレス(stateless アドレス使用の場合)あるいは DHCP サーバから割り当てられた新 IP アドレス(stateful アドレス使用の場合)について、移動先サブネットで既に使用中の端末がないことを確認するため、新 IP アドレスあてに NS を送信し、応答(NA)がないことを確認する(Duplicate Address Detection: DAD)。本処理は 3 秒以上を要する。

### (3)手順 (モバイル IPv6 処理)

手順 で、MN は、HA と同一プレフィックスのホームアドレス(MN の移動によらず固定)と、MN の新 IP アドレス(Care of Address: CoA) との対応を、位置登録信号(Binding Update: BU)で、HA に登録する。HA は、BU を受信すると、MN に位置登録応答信号(Binding Acknowledgement: BA)を応答し、以後 MN のホームアドレス宛パケットを、新 CoA 宛に IP in IP でカプセル化して転送する。手順 で要する時間は、MN と HA 間で、BU/BA を交換するための往復遅延時間 + 信号処理時間の合計になる。 の往復遅延時間は、国内のインターネット経由の通信であれば最大で数 10ms 程度と見込む。

### (4)IPv6 でのハンドオーバー時間高速化のための課題

以上より、 レイヤ 2 手順及び IP レイヤ手順の処理時間が支配的であり、ハンドオーバー時の通信断時間 100ms 以下を実現するためには、これらの短縮が課題である。

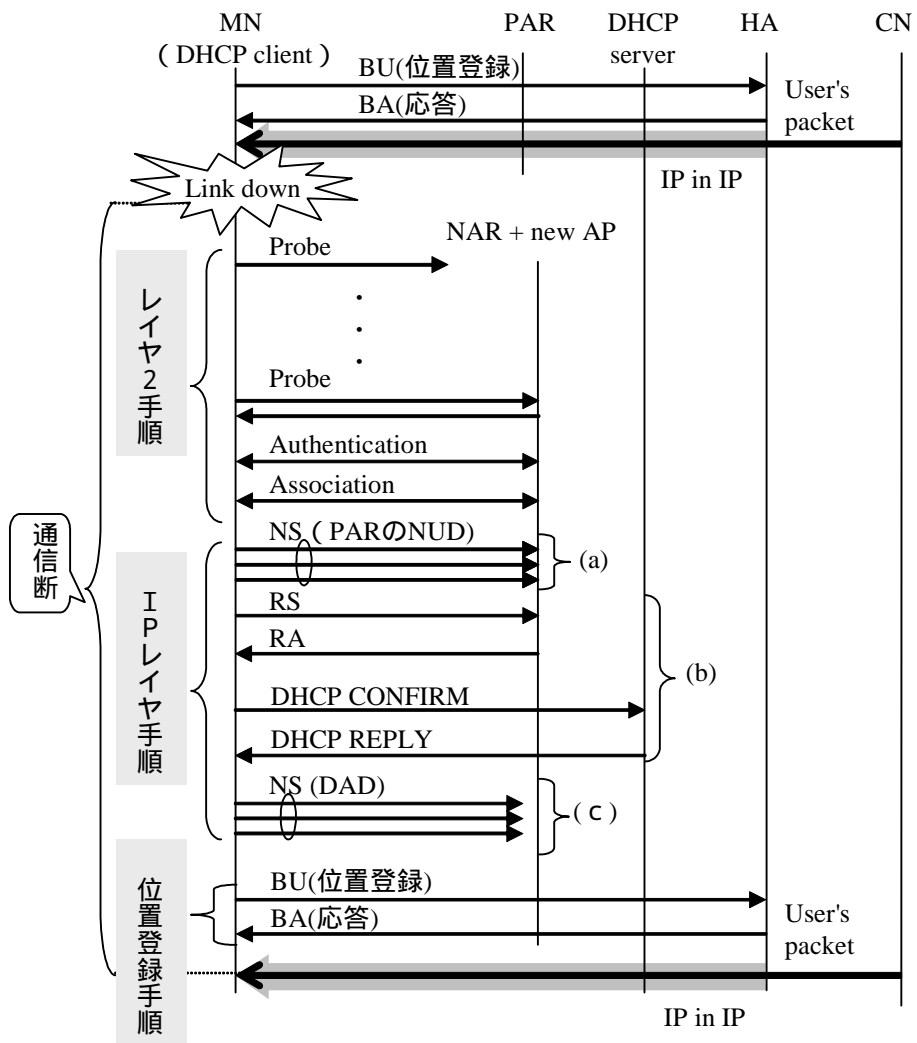


図 4-1 IPv6 での無線 LAN 間ハンドオーバー例



## 4.3.2. IPv4 の処理

IPv4 を用いて MN がサブネット間をハンドオーバした場合のシーケンス例を図 4-2 に示す。図 4-2 の手順 ~ の内訳を以下に示す。

### (1)手順 (レイヤ 2)

手順 (レイヤ 2)処理は、IP のバージョンとは独立で、4.3.1 項(1)と同一であり、AP サーチ処理と、Authentication 及び Association 処理で構成する。このため、同一の根拠により AP サーチ処理時間の合計は 280ms(20ms × 14ch)、Authentication 及び Association 処理時間は無線 LANchip 及びドライバの種類に依存するが数 ms ~ 10ms 程度と見込む。

### (2)手順 (移動先での IP レイヤ処理)

手順 の各処理について、DHCPv4 【28】【29】のプロトコルデフォルト値を使用時の値を以下に示す。合計で 10 秒以上になる。

#### (a)移動検出処理

MN は、レイヤ 2 処理が完了すると、1 秒から 10 秒までの間のランダムな時間待ってから、ハンドオーバ前に割り当てられていた IP アドレスを含む DHCPREQUEST メッセージを DHCPv4 サーバ宛に送信する。ハンドオーバにより MN はサブネットを移動し、旧 IP アドレスは使用できなくなっているため、DHCPv4 サーバは、DHCPNACK メッセージにより、旧アドレスの使用不可、を MN に通知する。本メッセージの受信により、MN はサブネット間の移動を検出する。本処理は 1 から 10 秒の時間を要する。

#### (b)新 IP レイヤ設定情報の入手

MN はサブネット間の移動を検出すると、10 秒以上待ってから、DHCPDISCOVER を DHCPv4 サーバに送信する。DHCPv4 サーバは、DHCPOFFER メッセージを返信し、MN は受信した DHCPOFFER メッセージから 1 つを選択(注：DHCPv4 は複数ある場合がある)し、該メッセージから移動先で使用する IPv4 アドレスを得る。さらに、選択した DHCPv4 サーバに、DHCPREQUEST メッセージを送信し、該サーバからの DHCPACK メッセージにより、その他の IP レイヤ設定情報(DNS アドレスなど)を得る。本処理は 10 秒以上の時間を要する。

### (c)新 IP アドレスの重複検出

DHCPv4 サーバから割り当てられた新 IP アドレスについて、移動先サブネットで既に使用中の端末がないことを確認する処理ため、新 IP アドレスあてに ARP メッセージ【34】を送信し、重複がないことを確認する(DAD)。

### (3)手順 (モバイル IPv4 処理)

手順 で、MN は、MN のホームアドレス(MN の移動によらず固定)と、MN の新 IP アドレス(Care of Address: CoA) との対応を、位置登録信号(Registration Request: RReq)で、HA に登録する。HA は、RReq を受信すると、MN に位置登録応答信号(Registration Reply: RRep)を応答し、以後 MN のホームアドレス宛パケットを、新 CoA 宛に IP in IP でカプセル化して転送する。手順 で要する時間は、MN と HA 間で、RReq/RRep を交換するための往復遅延時間 + 信号処理時間の合計になる。国内のインターネット経由の通信であれば最大で数 10ms 程度と見込む。

### (4)IPv4 でのハンドオーバー時間高速化のための課題

以上より、 レイヤ 2 手順及び IP レイヤ手順の処理時間が支配的であり、ハンドオーバー時の通信断時間 100ms 以下を実現するためには、これらの短縮が課題である。

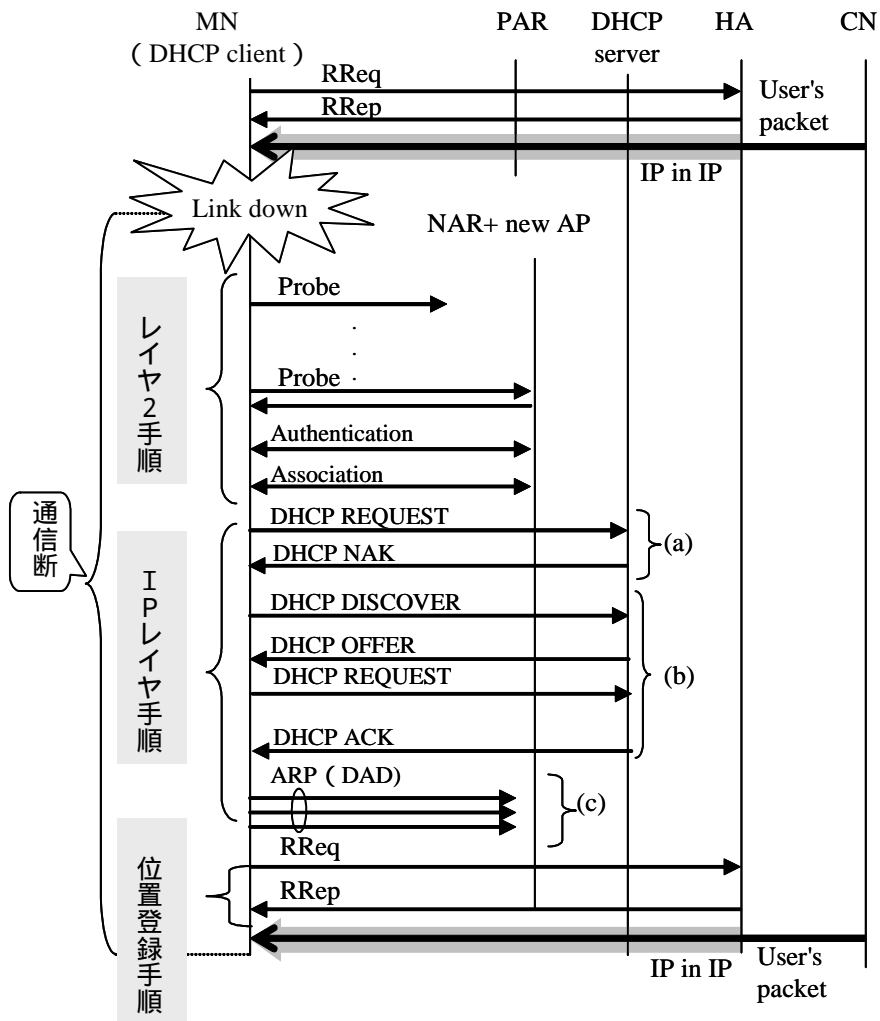


図 4-2 IPv4 での無線 LAN 間ハンドオーバー例

## 4.4. シームレス・ハンドオーバ技術(FMIP)の概要と課題

### 4.4.1. FMIP の概要

IETF では、シームレス・ハンドオーバの実現を目指す Fast Handovers for Mobile IP(FMIP)の標準化の検討が進められ、FMIPv6 については既に experimental RFC4068 が公開されている。Experimental RFC とは、研究等の目的で検討される技術仕様に関するドキュメントである。なお、国際標準を目的とした RFC は、Standard Track RFC と呼ばれる。

FMIP では、図 4-3 に示すように高速ハンドオーバ機能及びスムーズハンドオーバ機能の 2 つの機能をハンドオーバサービスエリア内の全 AR に具備し、シームレスなハンドオーバを実現する。FMIP は、IPv6 及び IPv4 のそれぞれに対応したプロトコルが検討されている。ただし両者の機能はほぼ同様なため、以下の説明は FMIPv6 について行う。

FMIPv6 の基本シーケンスを図 4-4 に、各機能の概要を以下に示す。

#### (1)高速ハンドオーバ機能

MN は通信中 AP の電波強度低下などのハンドオーバトリガを契機に AP サーチを行い、移動先 AP を決定すると、通信中の AR(PAR)に、代理ルータ広告要請信号(Router Solicitation for Proxy: RtSolPr)により、移動先 AP の識別子(Basic Service Set Identifier: BSSID)を通知する。PAR は、RtSolPr 信号を受信すると、代理ルータ広告信号(Proxy Router Advertisement: PrRtAdv)により該 BSSID に対応するリンクのプレフィックス及び新 IP アドレスなどの IP レイヤパラメータ値を MN に通知する。MN は移動後に、PrRtAdv から得た情報を用いることで、4.3 節における (a)、(b)の手順を省き、通信断時間を短縮する。なお、具体的なハンドオーバトリガは規定の対象外である。また、(c)については、Opt DAD[15](DAD 中の通信を可能とする技術)などの適用により短縮することを前提としている。

## (2)スムーズハンドオーバ機能

MN は PAR から PrRtAdv を受信すると、移動先で使用予定の新 IP アドレス(新気付けアドレス、New Care of Address: NCoA)と、旧リンクで使用している IP アドレス(旧気付けアドレス、Old Care of Address: PCoA)との対応を、高速位置登録信号(Fast Binding Update: FBU)で PAR に通知する。PAR は FBU 信号を受信すると、NCoA に最長一致するプレフィクに属する AR(New AR: NAR)に、MN が使用予定の NCoA をハンドオーバ起動信号(Handover Initiate: HI)で通知する。NAR は、MN から申告された NCoA を使用可能か判断し、ハンドオーバ応答信号(Handover Acknowledgement: HACK)で、PAR に応答する(使用不可の場合、代わりの NCoA を通知する)。PAR はその応答を、高速位置登録応答信号(Fast Binding Acknowledgement: FBACK)で MN に転送する。PAR は FBACK 送信後は MN の PCoA 宛のパケットを、IP in IP パケットにカプセル化して、NCoA 宛に転送する。NAR は HACK 送信以後、NCoA 宛に転送されたパケットをバッファする。MN は、接続するリンクを変更すると、前記高速ハンドオーバ機能により得た NAR アドレス宛に、高速近隣公告信号(Fast Neighbor Advertisement: FNA)を送信し、NCoA 宛パケットの受信が可能になった旨を通知する。NAR は FNA を受信すると、MN に近隣広告応答信号(Neighbor Advertisement Acknowledgement: NAACK)を応答すると共に、NAR 内でバッファしていた NCoA 宛パケットを、MN へ転送する。

MN は、NAACK 受信後、HA にホームアドレスと NCoA の対応を BU で登録し、以後、CN から MN 宛のパケットは、PAR 非経由になる。また DHCP コンファーム手順により、移動前のリンクで、MN が DHCP サーバから入手している DNS サーバアドレスなどの情報が、移動後も継続使用可能か確認する。

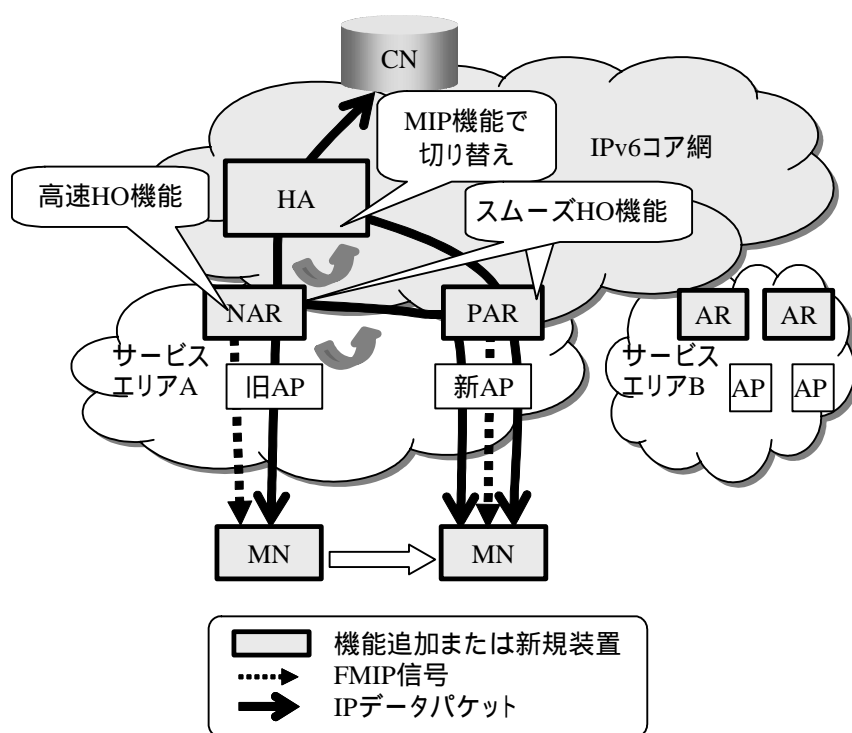


図 4-3 FMIP の機能配備方法

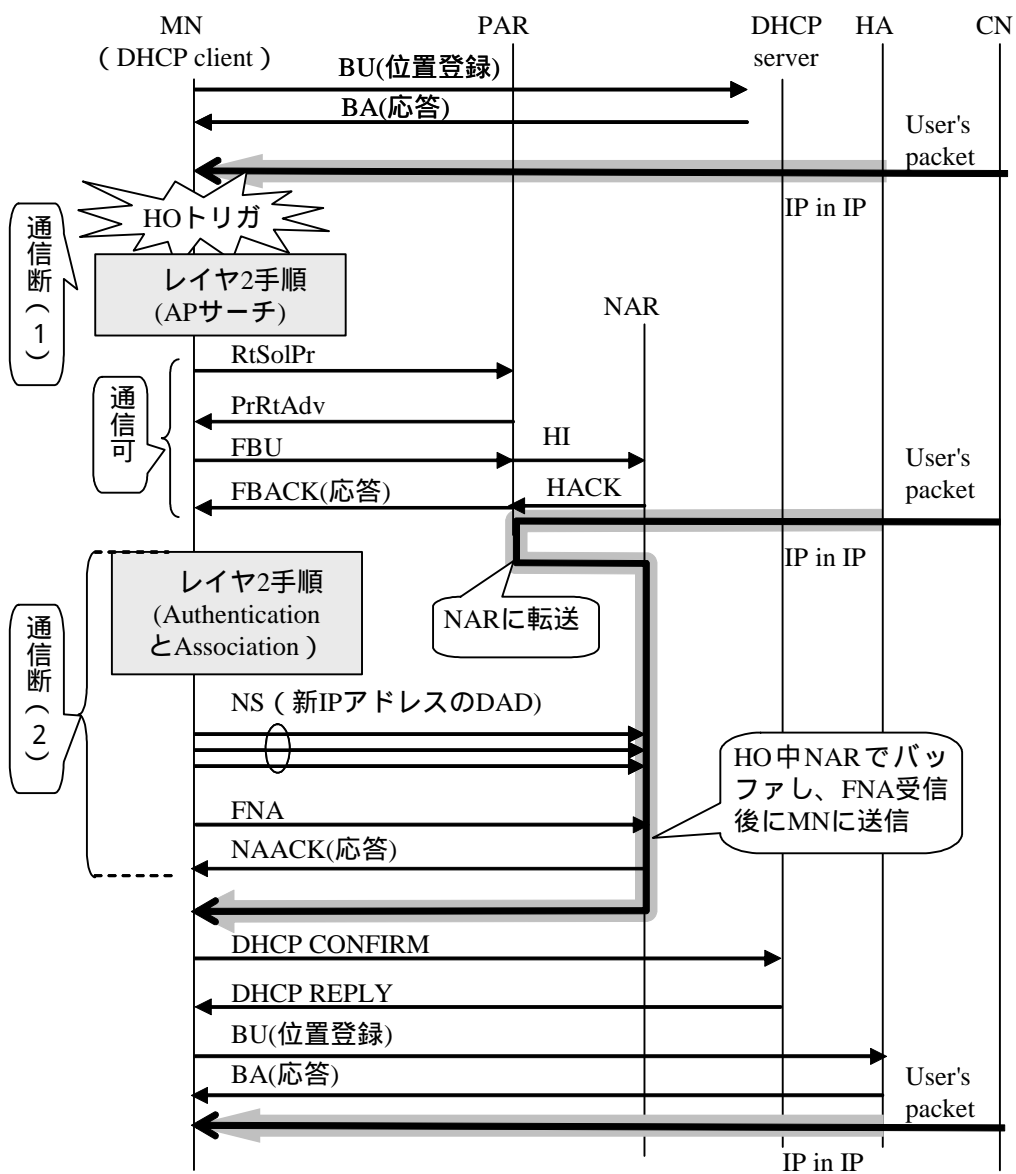


図 4-4 FMIPv6 の基本的なシーケンス

## 4.4.2. FMIP の課題

FMIP を実サービスに適用する場合以下の課題がある。

### 機能配備上の課題

FMIP では、全アクセスルータ (AR) への機能追加及び AR 間の連携が必要なため、サービス導入時に障壁になる可能性がある。このため、機能追加が必要な装置数及び装置間連携処理の削減が必要である。

### AP サーチ中のパケットロス

現状の一般的な無線 LAN chip では、AP のサーチ中レイヤ 3 信号を受信できないため、その間パケットロスが発生する。

### SA の再設定

FBU のなりすましによる転送先の変更を防ぐため、モバイル IP の BU と同様、MN と AR 間で FBU の認証が必要である。ところが、FMIP ではハンドオーバー毎に MN が通信する AR が変更するため、ハンドオーバー時間に影響を与えずに NAR と MN 間でセキュリティアソシエーション (SA) を再設定する必要がある。対策が幾つか提案されているが未整理である【D3】【21】。

### アドレス管理の装置間連携

ステートフル IPv6 アドレスを使用する場合、一般の IP 端末は DHCP サーバから IP アドレスを得るが、FMIP の高速ハンドオーバー機能では、FMIP の信号を用いて PAR から MN に新 IP アドレスを配布する。ところが、DHCP サーバは、MN と同一サブネット内の AR と同一とは限らないため、FMIP プロトコルを終端する AR と DHCP を終端する装置間との連携が必要になるが、現時点では規定がない。

### レイヤ 2 処理時間

FMIP では短縮する仕組みがない。



## 4.5. 提案するシームレス・ハンドオーバー方法

### 4.5.1. 集約配備法の提案

FMIP の課題「機能配備上の課題」について図 4-5 に示すようにシームレス・ハンドオーバー実現機能を AR から分離し、DHCP サーバとホームエージェント(HA)(またはモバイルアンカーポイント(MAP))に集約配備する方法を提案する。

高速ハンドオーバー機能については、NW プレフィックス等 IP レイヤの情報の管理が主体であること、また、一般の IP 端末では DNS サーバアドレスなどの入手のため DHCP サーバへのアクセスは必須と思われること、また、複数の AR に対して 1 台設置する運用が可能であることから、DHCP サーバに配備する。

またスムーズハンドオーバー機能については MN の新 IP アドレスを位置登録時に必要な機能であることに着目し、IP アドレス管理機能を有する HA または MAP に集約配備する。

本方式では、高速ハンドオーバー機能とスムーズ機能は独立であり、網内装置間の連携は不要である。各機能の実現方法を事項以降に示す。

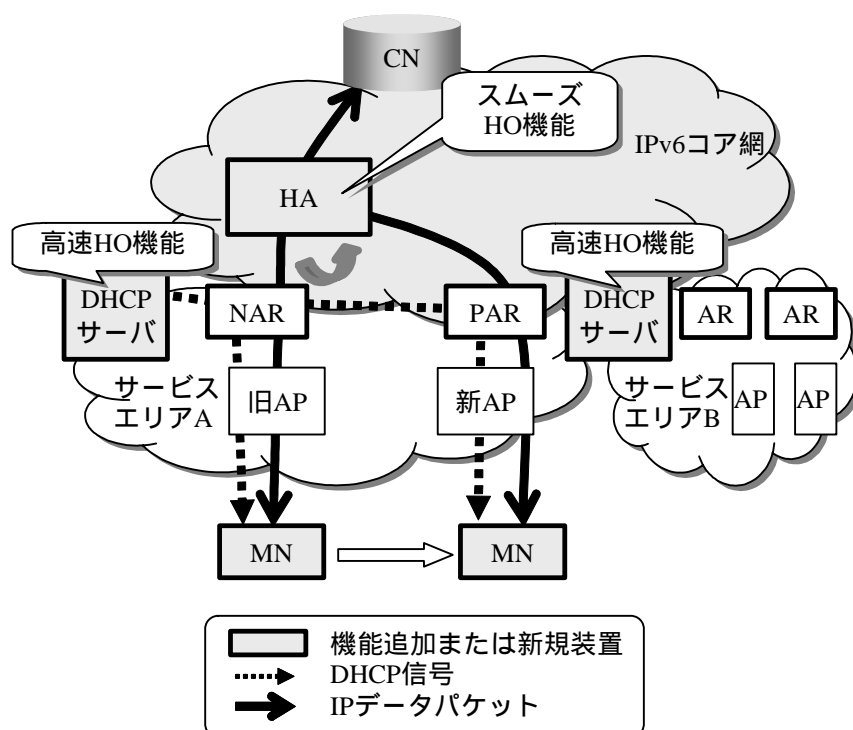


図 4-5 提案する機能配備方法

## 4.5.2. スムーズハンドオーバー機能実現方法

標準のモバイル IPv6 の位置登録信号(BU) 及びモバイル IPv4 の位置登録信号(RReq) に新規オプションを追加し、MN から HA/MAP に対してパケット転送の抑止・解除を指示可能とする機能を追加する。

FMIP の課題「 AP サーチ中のパケロス」については、HA/MAP へパケット転送抑止を指示後に L2 サーチを行うことで防止する。本配備法では、移動前に新 IP アドレスを確定する必要がないため、L2 サーチは、パケット転送抑止指示後に実施すればよい。MN は新リンクに接続後に新 IP アドレスを確定し、HA/MAP へ新 IP アドレスの登録及びパケット転送の抑止解除を指示する。その間 HA/MAP では該当 MN 宛のパケットをバッファすることで、パケットロスを防止する。

FMIP の課題「 SA の再設定」については、本配備法では位置登録を行う装置がハンドオーバー毎に変更されないためハンドオーバー毎の SA 再設定は不要であり、問題にならない。

## 4.5.3. 高速ハンドオーバー実現方法の詳細

標準技術による DHCP サーバは、複数のリンクをまとめて一つのドメインとして管理し、ドメイン内のクライアントからの要求により、DNS アドレスなどドメイン内で共通な情報の通知や、クライアントに割り当てるステートフル IP アドレスなどの割り当てなどを行う。一般に一つの DHCP サーバで複数のドメインを管理可能であり、複数の AR に対して DHCP サーバを一つ設置することができる。

提案方式では、DHCP メッセージに新規オプション(ハンドオーバーオプション)を定義し、ハンドオーバーの前に MN が接続している DHCP ドメイン内の全 AP 及びそれら AP に物理的に隣接する AP(両者を併せて、以下移動先候補の AP と呼ぶ。なお、後者の AP は MN が接続している DHCP ドメインに隣接する DHCP ドメイン内の AP の一部になる)に対応する新プレフィクスなどの情報を、DHCP サーバから MN に通知することで通信断時間の短縮を実現する。ただし、IPv4 ではアドレス数が少ないため、複数の IP アドレスを移動前に MN に割り当てるのが困難な場合が想定される。このため、オプション機能として移動後に IPv4 アドレスを高速に MN に割り当てる方法が有効である。

本提案方式では、一般端末向けのステートフル IP アドレスの管理と、MN 向けのステートフル IP アドレスの管理を、同一の DHCP サーバ内で管理可能である。このため、FMIP の課題「 アドレス管理の装置間連携」は、本提案方式では発生しない。

IPv6 での基本シーケンスを図 4-6 に示す。IPv4 での基本シーケンスを図 4-7 に示す。IPv6/v4 で共通の基本機能と、IPv4 でのオプション機能を以下に示す。

#### (1) IPv4/v6 共通の基本機能

DHCPv6 ハンドオーバーオプションに対する DHCP REPLY メッセージで MN に通知される情報及び、DHCPv4 ハンドオーバーオプションに対する DHCP ACK メッセージで MN に通知される情報により、高速ハンドオーバーを実現する。MN に通知する情報とその使用方法の詳細を以下の(A)～(D)に示す。機能(A)、(B)は、FMIP の高速ハンドオーバー機能と同等の機能であるが、(C)は、FMIP の高速ハンドオーバー機能を拡張し、2 章における課題「 レイヤ 2 処理時間」の短縮化を実現する機能である。

さらに、機能(D)は、FMIP に対して新規な機能であり、ハンドオーバー時の DHCP メッセージ数を削減する機能である。なお、DAD 実施中の通信を可能とするため、本配備方法でも Opt DAD 等の技術と組み合わせが必要である。

(A) リンク間移動識別情報：ドメイン内のリンクを識別する ID(リンク ID)を新たに導入し、移動先候補の AP(MAC アドレスで識別)毎に、属するリンク ID を記述する。MN は、ハンドオーバー後に接続した AP の ID により、ハンドオーバーオプションで入手した情報を検索し、接続したリンク ID を得ると、ハンドオーバー前に接続していたリンク ID と比較し、リンクが変更したのかどうかを判定することで、移動後の NUD 手順を不要とする。

(B) 新 IP レイヤ設定情報：標準の技術では移動後に RA や DHCP により MN に送付する情報(新プレフィックス、ゲートウェイの IP アドレス、MAC アドレス、MN の Stateful IP アドレス)を、MN に事前配布することで、移動後にそれらを網から得る手順を不要とする。(移動先候補のリンク単位)

(C) L2 プロファイル情報：各移動先候補の AP の L2 情報(無線 LAN の場合、AP が使用する ch 番号など)及び各 AP に物理的に隣接する AP の ID を通知する。本情報によ

り、たとえば無線 LAN 間でハンドオーバを行う場合、現在接続中の AP に物理的に隣接する AP の使用する ch のみサーチすればよいので、ハンドオーバ時の L2 接続時間を標準技術に比べて短縮可能である。(例えば、物理的に隣接する AP が 4 つあり、各 AP で異なる ch を使用するとして、サーチで使用する probe 信号の応答待ちタイム=20ms の場合、全 ch サーチすると 280ms 必要だが、本方式の場合 80ms でサーチ可能である)

(D) ドメイン ID 情報：標準の DHCPv6 では、MN が接続する AP を変更した場合、移動後の AP が旧 AP と同一ドメインに属するかどうか知る手段がないため、移動毎にコンファーム手順(MN が使用中の DNS サーバアドレスなどが継続して有効かどうか確認する手順)が必要であるが、本来同一ドメイン内の移動では、コンファームを行う必要がない(デフォルトルータなどリンク毎の情報は RA で配布)。また標準の DHCPv4 では、DHCP によりリンク毎の情報を MN に通知する必要があるため、異なるリンクに接続毎に MN は DHCPv4 サーバへアクセスが必須であったが、提案方式では上記ドメイン内の(A)、(B)、(C)の情報を一括して MN に配布するため、同一ドメイン内での移動ではリンクに接続毎に DHCPv4 サーバへアクセスする必要がない。そこで、v4/v6 とともに各ドメインを識別可能なドメイン ID を新たに定義し、各移動先候補の AP が属するドメインの ID を MN に通知することで、MN は移動時にドメイン間の移動か否か識別し、ドメイン内の移動では移動後の DHCP サーバへのアクセス手順を省略し、ハンドオーバ毎の DHCP 信号数を削減する。

## (2) IPv4 オプション機能

DHCPv4 サーバは、高速ハンドオーバオプションへの応答で、MN に移動先のリンクに対応する IP アドレスをアサイン出来ない場合、新 IP アドレスを "null" と指定する。

MN はリンクを移動すると、移動前に受信した高速ハンドオーバオプションの応答をサーチし、接続したリンクに対応する IP アドレスを得て、そのアドレスを使用する。もし、そのアドレスが "null" で、かつハンドオーバのトリガが MN の移動によるものであり、旧 AP の故障ではないと判断できる場合(たとえば、旧 AP からの受信信号の電波強度が閾値以下 0 より大を、複数回受信して、ハンドオーバを起動した場合など)、MN は DHCP REQUEST メッセージに高速ハンドオーバオプションを付与して DHCPv4 サーバに直ちに送信する。MN の移動に起因したハンドオーバと判断できない場合は、他端末と同時に

DHCPv4 への送信が発生し、輻輳が発生する可能性があるため、同メッセージの送信を 1 秒から 10 秒の間ランダムに待ってから DHCPv4 サーバに送信する。

DHCPv4 サーバは、DHCPACK メッセージにより MN の新 IP アドレスを、MN に直ちに通知する。

本機能を適用した場合、ハンドオーバー前に新 IP アドレスを DHCPv4 サーバから MN が得る場合に比べ、新リンクで MN と DHCPv4 サーバ間で 1 メッセージ交換する分、通信断時間が長くなる。ただし、通常のネットワーク設計では、DHCPv4 サーバと MN の接続は高々数ホップのため、DHCPv4 サーバ内での処理時間を含め、数 ms 以下で処理が完了し、MN と CN 間での通信への影響はほとんどない、と考えている。

## 4.5.4. 標準のルータ及びレイヤ 2 設備との接続性

### (1) 標準のレイヤ 2 設備との接続性

本提案方式では、MN がサーチする無線メディア種類及び ch 数を、MN の位置で使用可能なメディア及び ch のみとすることで、ハンドオーバー時のレイヤ 2 処理時間を短縮する。無線設備と MN 間でのレイヤ 2 インタフェースには変更がないため、標準のレイヤ 2 設備をそのまま適用することが可能である。

### (2) 標準のルータとの接続性

本提案方式では、移動後に MN に設定が必要な情報を移動前に DHCP サーバから MN に配布することにより移動後のルータ探索処理及び DHCP 手順等を省略することで、ハンドオーバー時の IP レイヤ処理時間を短縮する。標準の IP プロトコルでは、ルータは MN にルータのアドレスを通知後に初めて MN からルータの MAC アドレス宛のパケットを受信するため、移動後のルータと MN 間の IP レイヤシーケンスが標準プロトコルから変更になる。しかし、標準の IP プロトコルでは、ルータは、MN へのルータアドレスの配布について履歴を管理していない。このため、標準のルータをそのまま適用することが可能である。

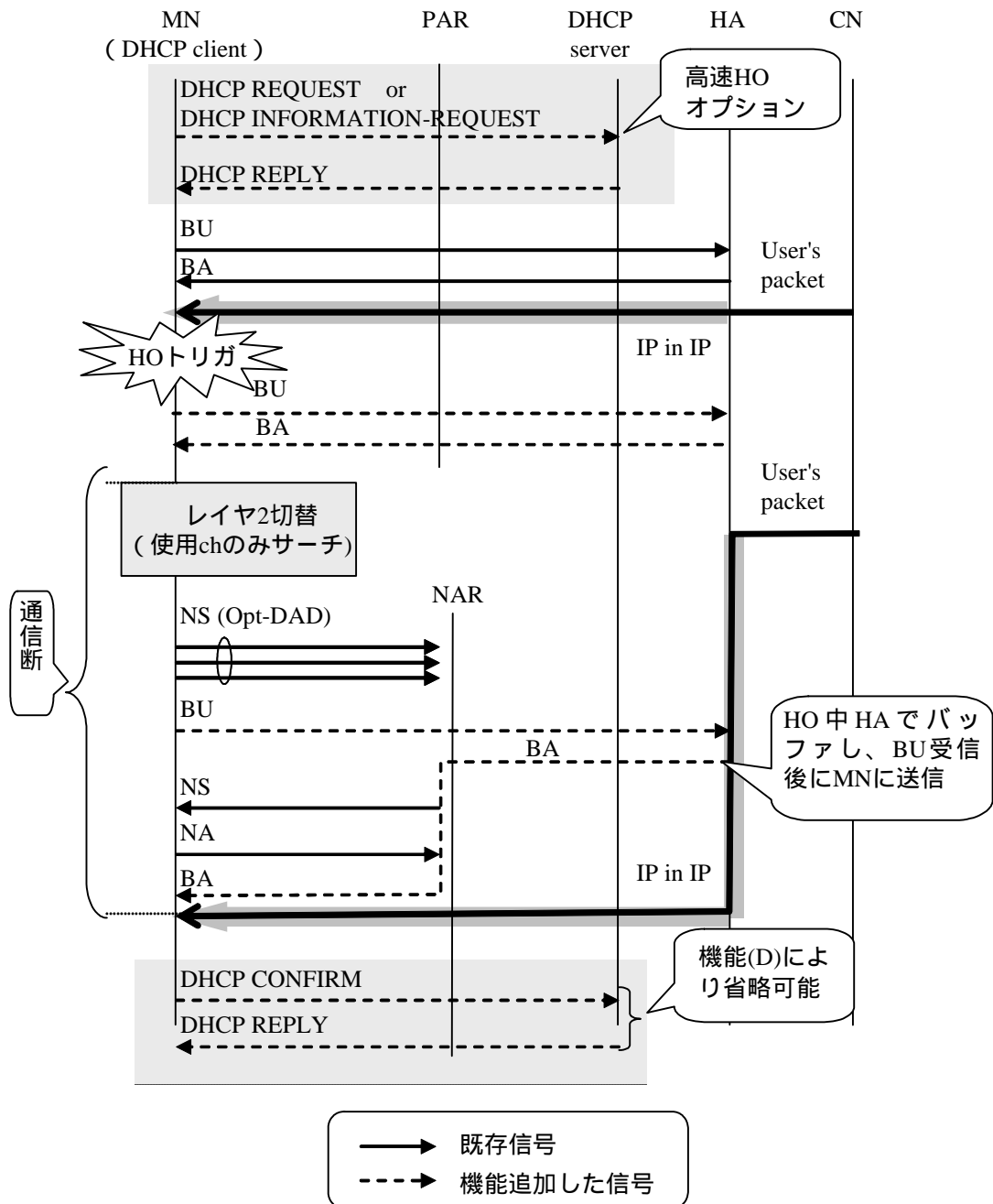


図 4-6 提案するサーバベース・シームレス・ハンドオーバー方式(IPv6)

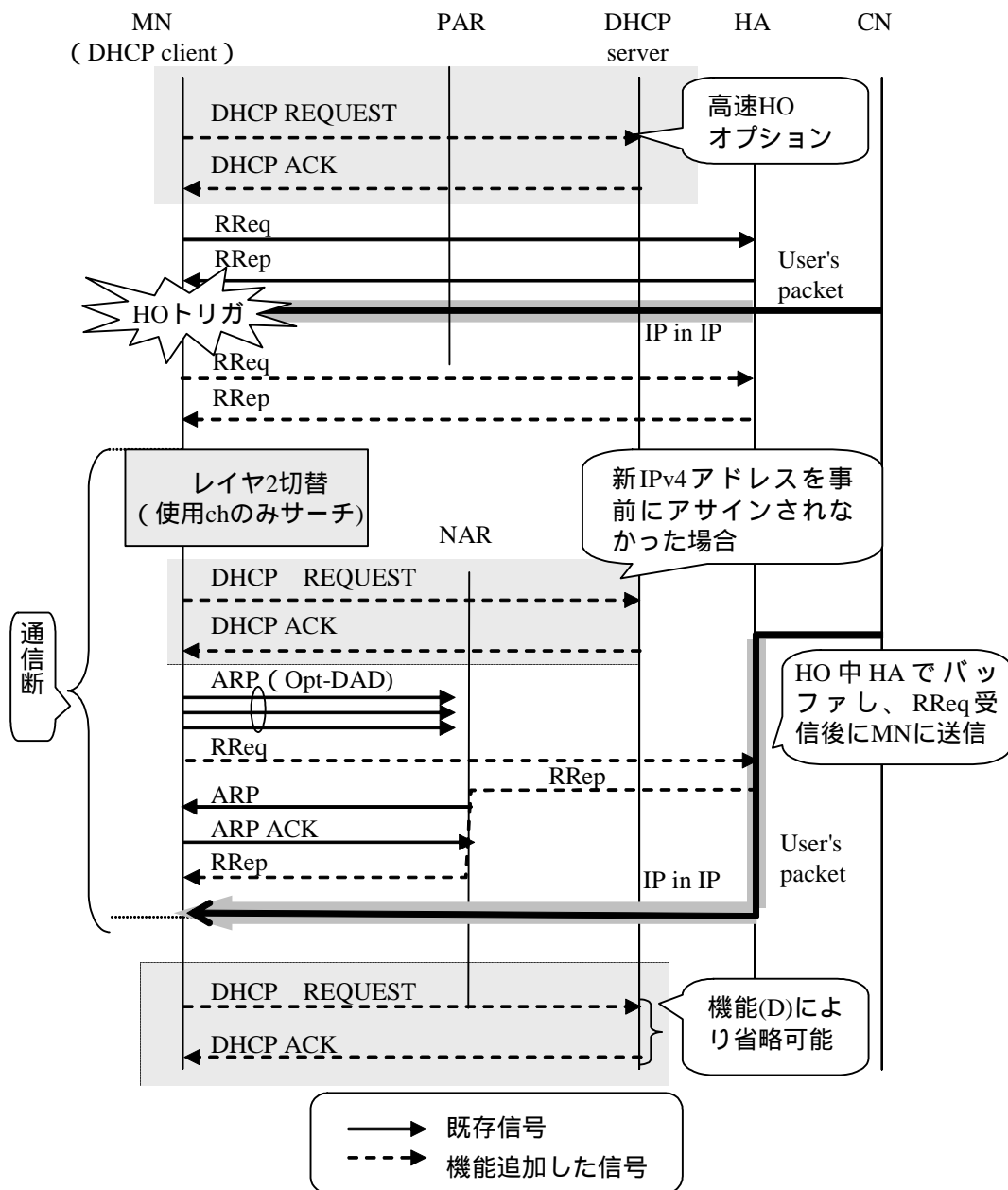


図 4-7 提案するサーバベース・シームレス・ハンドオーバー方式(IP4)

## 4.6. DHCP サーバ及び HA の切り替え

### 4.6.1. DHCP サーバの切り替え

DHCP サーバが管理可能なクライアントのロケーションは、複数のドメイン内に限られるため、MN の移動範囲が広範囲に及ぶ場合、DHCP サーバの切り替えが必要になる場合が考えられる。本提案方式の場合、MN が現在接続中のドメインに物理的に隣接する AP の情報も、ハンドオーバの前に MN は入手する前提であるため、DHCP サーバ切り替え後も、新しい DHCP サーバと MN 間で通信を行わずに、MN と CN 間の通信を継続することができる。そのため、新しい DHCP サーバと MN 間の SA の設定に時間がかかっても、MN と CN 間の通信に影響することはない。

標準の DHCP では、事前共有鍵により DHCP メッセージを認証する方法が規定されている。実サービスを提供時には、事前共有鍵を DHCP と MN で共有する方法が課題であるが、アクセス認証鍵から生成する、あるいは IKE を使用する、またはハードウェアキーを事前に配布しておくなど既存技術で対応可能と考えている。

### 4.6.2. HA(MAP)の切り替えについて

HA または MAP の管理可能な MN のロケーションは、IP リーチャブルであれば制限はない。MN と HA または MAP 間のホップ数が長くなると、通信断時間に影響するが、日本国内であれば、インターネット内の往復遅延時間は、現状数 10ms 程度であり、ほとんど問題にならない。このため、HA または MAP の切り替えは一般のサービスであれば、考慮不要である。



## 4.7. 提案の効果まとめ

提案方式と従来方式について、机上で比較した結果を表 3-1 にまとめる。提案方式では、FMIP 方式および高速ルータ広告方式の課題を解決し、さらに、ハンドオーバー時の信号数を削減可能である。

表 4-1 各ハンドオーバー方式の比較

	標準の MIPv6(参考)	従来のサブネット間シームレスHO方式		提案方式+MIP
		FMIP方式+MIP	高速ルータ広告方式+MIP (高速HO)	
機能配備装置 (課題 )	-	全AR。AR間連携 必要  ×	全AR。AR間連携 必要  ×	DHCP サーバ 及 びHAのみ。装置間 連携不要
APサーチ中パケロス (課題 )	発生	現 状 の 無 線 LAN chipでは発生 ×	発生 ×	発生しない
HO毎の高速SA設定法 (課題 )	-	IETF(IRTf)で検討中	未検討	不要
ステートフルアドレス管理 (課題 )	-	未解決	未対応	DHCPベースのため 整合
通信断時間机上推定値 (課題 関連)	数 秒 以 上 ( パ ケット紛失)	約300ms(遅延) (注1)	約300ms(紛失) (注1)	約100ms(遅延) (注2)
HO時のMN-AR間 レイヤ3信号数	12個 (図4-1)	13個 (図4-4)	9個 (注3)	9～11個 (図4-6)

注1: Probe応答待ちタイマ=20ms, サーチチャネル数=14chと仮定。その他のレイヤ2及びIPレイヤ処理はタイマによる待ち合わせ処理がないため、数10msで完了すると仮定。

注2: Probe応答待ちタイマ=20ms, サーチチャネル数=4chと仮定。その他のレイヤ2及びIPレイヤ処理はタイマによる待ち合わせ処理がないため、数10msで完了すると仮定。

注3: 図4-1でNARへのNSが不要になる。ただし、AR間のメッセージが発生する。

## 4.8. 実機による提案方式の評価

LinuxOS の端末及び DHCPv6 サーバ上に提案方式の一部(高速ハンドオーバ機能)を実装し、以下を確認した。

- (1)無改造の既存ルータと組み合わせて問題なく動作することの確認
- (2)提案方式のハンドオーバ処理時間(通信断時間)の評価

### 4.8.1. 無改造の既存ルータと組み合わせた動作確認

提案するシームレス・ハンドオーバ機能を構成する、スムーズハンドオーバ機能(HA または MAP で、ハンドオーバ中のパケットをバッファする機能)と、高速ハンドオーバ機能は、動作が独立である。また、前者については、HMIP-Bv6 方式【25】などで、基本原理が確認されている。そこで、後者の高速ハンドオーバ機能について、Linux OS の端末及び DHCP サーバ上で動作する試作ソフトを開発し、無改造の既存ルータ(CISCO3745)及びレイヤ 2 設備(COREGA 社 AP CG-WLBARAGS など)と組み合わせ、実機で、ハンドオーバを実施し、図 4-6 のシーケンス通りの動作を確認した。ただし、DAD については、Opt-DAD との組み合わせを想定し、動作させていない。

なお、ハンドオーバトリガについては、MN で AP からの beacon 信号受信時の電波強度を監視し、1 秒間に 5 回閾値以下検出で、ハンドオーバを起動した。Beacon 送信間隔は、100ms とした。また、使用する無線 LANch の番号は、1ch のみとしたが、ハンドオーバ毎にサーチさせた。なお、probe 信号の応答待ちタイマはベースとした無線 LAN ドライバの仕様により、100ms とした。

試作ソフトの評価網構成を図 4-8 に示す。使用したソフト及び追加機能の概要を表 4-2 に示す。

表 4-2 使用したソフト及び追加機能の概要

機能名	搭載装置	ベースソフトバージョン	おもな追加機能	制限機能
DHCPv6	MN及びDHCPサーバ	Sourceforge (Version 0.10)	提案する高速HO機能	正常処理のみ
MobileIPv6	MN及びHA	MIPL (Version 2.0)	- (追加機能なし)	-
OS	MN	Linux FedoraCore 3, kernel 2.6.8.1	- (追加機能なし)	Opt-DAD【32】は実装せず (DAD【22】のNS送信回数0で擬似)
Wireless LAN	MN	Atheros, madwifi (CVS)	・電波強度監視によるHOトリガ生成機能 ・提案する高速HO機能	Probe信号の応答待ちタイムは1chあたり100ms
アクセスルータ	CISCO 3745	IOS Ver12.3(11)T	- (追加機能なし)	-

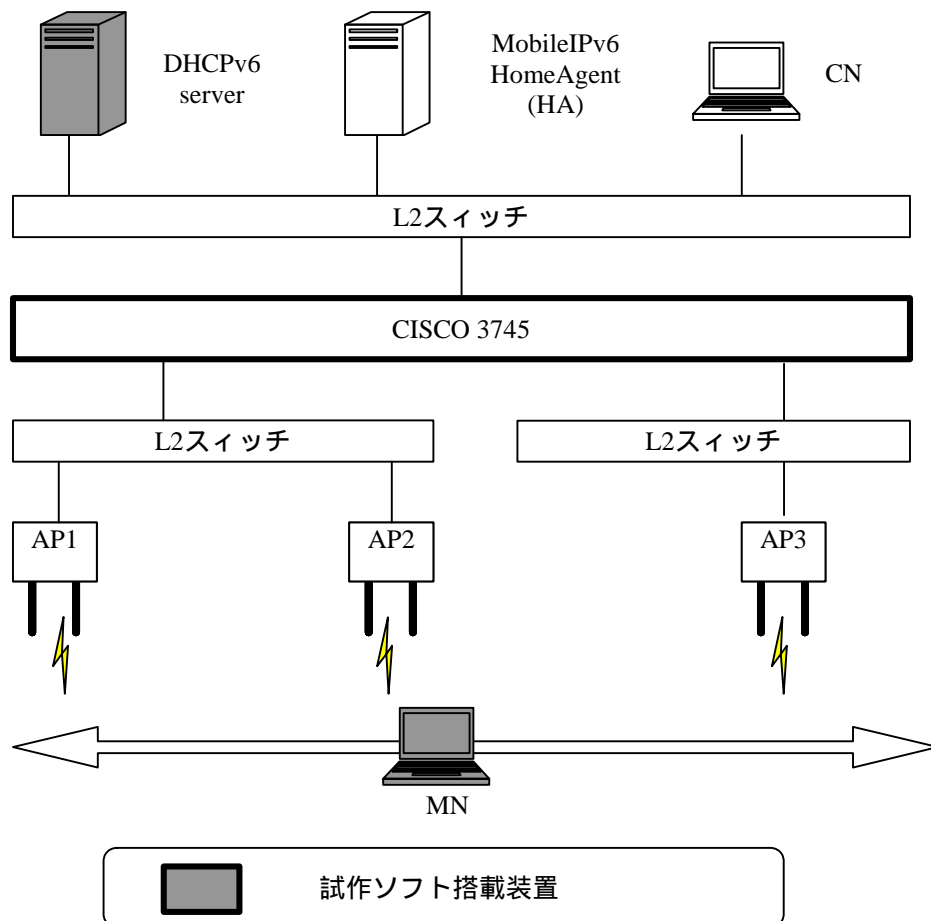


図 4-8 試作ソフトの評価網構成

## 4.8.2. ハンドオーバー処理時間の評価

試作ソフトにおける、MN 内部のハンドオーバー処理シーケンスを図 4-9 に示す。ハンドオーバー処理を、L2 接続～NAR のカーネルへの登録、新 IP アドレスのカーネルへの登録、位置登録～ping 導通の 3 つに分割した場合の、それぞれの処理時間を表 3-2 に示す。

6 章に示したように、ハンドオーバー処理時間の合計は、FMIP の数 100ms(机上推定値)に対し、提案方式では、約 100ms(机上推定値)と見込んでいるが、今回の試作システムでは、5 回測定で平均で 525ms となった。ただし、以下の考察から、提案方式において、ハンドオーバー処理時間約 100ms の実現は可能と見込んでいる。

### (1) L2 接続～NAR のカーネルへの登録

ハンドオーバー前に最後に送信した ping reply から、カーネルに対する MN の新 IP アドレスの通知までは、平均 112ms(108ms～119ms)であった。今回の測定では、probe 信号の応答待ちタイマ=100ms で 1ch のみサーチとしているが、DHCP サーバから MN に指示するサーチチャンネル数を複数にした場合トータルの L2 サーチ時間が長くなる懸念がある。しかるに、1 章に示したように probe 信号の応答待ちタイマは、10ms 程度が最適という検討[11]があるため、無線 LAN ドライバを修正し、L2 サーチ時間を例えば 20ms に変更することで、サーチチャンネル数を 1～4(802.11b/g で混信せずに同時に使用可能な ch 数)の範囲で、約 30ms～90ms 程度になると思われる。

### (2) 新 IP アドレスのカーネルへの登録

カーネルに対する MN の新 IP アドレス通知から、新 IP アドレス登録の完了までは、平均 406ms(37ms～770ms)と長かった。ただし、BSD における実装例で、新 IP アドレスの登録に 1.2ms という報告がある【33】ことから、OS の実装に大きく依存すると思われ、ソフト最適化後には、数 ms での実現が可能と思われる。

### (3) 位置登録～ping 導通

新 IP アドレス登録の完了から、ハンドオーバー後の最初の ping REPLY までは、平均 7ms(2ms～14ms)であった。ping の間隔が 10ms 固定であることを考慮すると、

十分に短い。なお、今回の試作システムでは、MN-HA 間が2 ホップと短かったが、MN-HA 間のホップ数が大きく、HA への位置登録時間が長い場合には、MAP と組み合わせることで、数ms～数 10ms での実現が可能と思われる。

表 4-3 提案方式試作ソフトによるハンドオーバー時間測定結果

	評価システムでの実測5回の 平均値(値の範囲)
L2接続～NARのカーネルへの登録	平均112ms (108～119ms)
新IPアドレスのカーネルへの登録	平均405ms (37～770ms )
位置登録～ping導通	平均7ms (2～14ms )
合計	平均525ms (164～881ms)

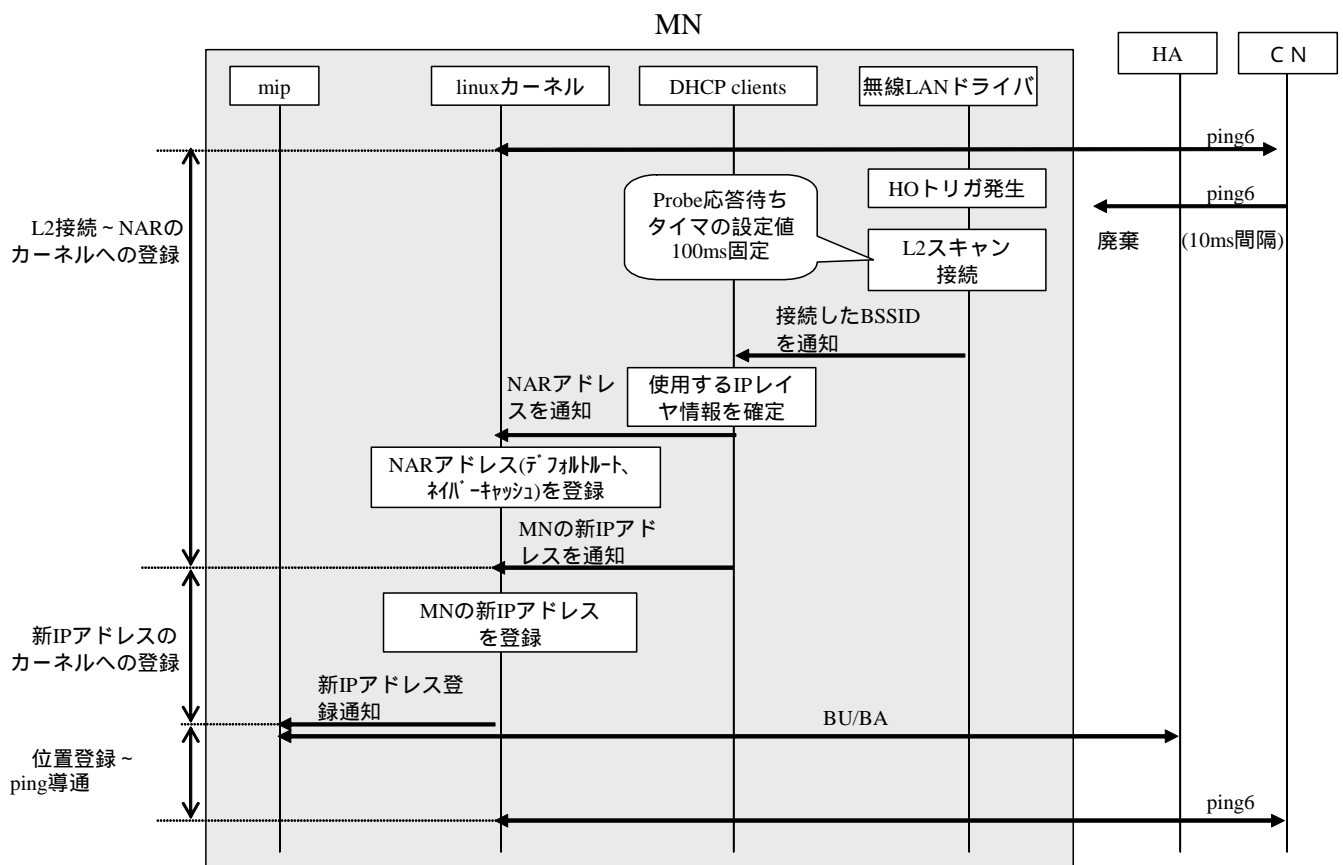


図 4-9 試作ソフトにおける MN 内部のハンドオーバー処理シーケンス

## 4.9. 本章の総括

以上、4 章では、シームレス・ハンドオーバを実現する機能を DHCP サーバ及び HA/MAP に集約して配備することで、収容する移動端末数に応じてネットワーク設備を追加可能とするスケーラブルなシームレス・ハンドオーバ方式を提案した。従来技術では、本提案であるシームレス・ハンドオーバ方式を実現できない。また、本提案では、従来の代表的なシームレス・ハンドオーバ方式である FMIP の課題(L2 処理時間の短縮方法、既存の DHCP との整合方法及び SA 設定方法)を解決することを示し、さらにハンドオーバ時の DHCP メッセージ数についても従来技術に比べて削減することを示した。

また、Linux OS の端末及び DHCPv6 サーバ上に提案方式の一部(高速ハンドオーバ機能)を実装し、無改造の市販ルータ及びレイヤ 2 設備と組み合わせて問題なく動作することを示した。さらに、試作ソフトを用いて提案方式のハンドオーバ処理時間(通信断時間)を測定し、ソフト最適化時には、サービスエリア内で無線 LAN を 4ch 使用してもハンドオーバ処理時間約 100m s 以下を実現できる見通しがあることを示した。

なお、本提案方式については、標準化に向けて IETF で提案中である。【D1】【D2】

## 5. 結論

---

PC や PDA、情報家電やセンサ、アクティブタグなど多様かつ多数の移動端末が様々な無線メディアを使い分けて、いつでもどこでも IP ネットワークに接続可能なネットワークサービス(ユビキタスサービス) への期待が高まっている。ユビキタスサービスの発展に伴い段階的に膨大な数の端末(最大で人口の数 10 倍以上)をネットワークに収容する必要があると考えている。ユビキタスサービスを実現するネットワーク技術として、モバイル IP[引用文献]に代表されるマクロモビリティ技術と Fast Handovers for Mobile IPv6(FMIP)代表されるシームレス・ハンドオーバ技術の組み合わせが有望と考えているが、段階的な規模の拡大を考慮して経済的にユビキタスネットワークを構成するアーキテクチャ(以下スケーラブルアーキテクチャ)の検討はこれまで十分なされていない。

そこで、本論文ではスケーラブルなユビキタスサービスの実現を目的とし、第一に、マクロモビリティ技術で網内に集約配備し端末の位置、認証情報、サービス情報などのプロファイルの管理を行う移動管理データベースに着目し、目標とする規模(今後の需要変動を考慮し 30 億端末以上)までスケーラブルに移動管理データベースを構成可能とする新たなデータベース検索方法を提案した。第二に、既存のシームレス・ハンドオーバ技術ではサービスエリア内の各アクセスルータに配備される、シームレス・ハンドオーバ機能の配備方法及び実現方法に着目し、同機能をネットワーク内の集約装置に配備することで初期コスト及び維持コストを削減し、また従来技術のプロトコル上の課題を解決する新たなシームレス・ハンドオーバ技術の提案を行った。

本章では、本論文における提案の内容とその成果の概要を以下に総括する。

## 5.1. スケーラブルな移動管理サーバを実現する分散 DB アクセス方法の提案

従来、分散された DB へのアクセス方式案として、ネットワークから受信した DB アクセス要求を宛先の DB へ転送するユニキャスト形方式(方式 A)とマルチキャストで届けるマルチキャスト形方式(方式 B)の 2 つが提案されているが、前者では宛先決定表のサイズ増が主記憶容量を圧迫し、後者では毎回のマルチキャスト通信がプロセッサ処理容量を圧迫するため、どちらも十分なスケーラビリティが得られなかった。

そこで、今後のユビキタスサービスの実現に必要な移動管理データベースへの適用を狙い、分散形サービス制御プラットフォームとして、分散されたデータベース(DB)へのアクセスを効率的に行う新たな方式を 2 案提案した(第 3 章)。

即ち、DB へのアクセス要求に端末間の偏りがある点に着目し、アクセス頻度の高い少数端末へのアクセスには必要なプロセッサ性能が少ないユニキャスト通信を、そうではない多数端末へのアクセスには必要な主記憶容量が少ないマルチキャスト通信を適用するハイブリッド形方式(方式 C)を提案した(第 3.5.1 項)。また、ハイブリッド形方式で発生する大規模時の主記憶容量圧迫をさらに低減するハイブリッド機能分散方式(方式 D)を提案した(第 3.5.2 項)。方式 C については、ユニキャスト通信とマルチキャスト通信を使い分ける方式制御パラメータを導入し、その値を適切に選ぶことにより、いずれか一方の通信のみを用いる従来の方式において存在した主記憶容量による制限やプロセッサ処理容量による制限を同時に改善可能なことを示した(第 3.6.1 項)。また現状の市販サーバハードを前提とした場合、従来技術では達成できない 0~40 億端末の範囲で十分なスケーラビリティを確保できることを定量的に示した(第 3.6.4 項)。

方式 D については、方式 C に比べさらに幅広い範囲でスケーラビリティを確保できることを示した(第 3.7.2 項)。また現状の市販サーバの主記憶容量及びプロセッサ性能を前提とした場合、所要モジュール数の観点で、約 30 億端末までは方式 C を適用し、さらに大規模時には方式 D の適用が望ましいことを定量的に示した(第 3.7.3 項)。

従来のリアルタイム分散データベース検索方式では、現状の一般的な市販サーバスペックを前提とすると、1 システムあたり約 10 億端末以上収容すると、必要な装置数が無限大に発散し、目標とする 30 億端末までスケーラブルに収容することが出来ない。これに対し、筆者の提案方式は、約 70 億端末まで、収容端末数にほぼ比例した装置数でシステムを構築可能であり、スケーラビリティの観点で世界初の提案である。本方式はマク



ロモビリティ技術の種類には依存せず適用可能な技術であり、今後のユビキタスサービスの経済的な実現に有効に働くものとする。さらには、移動管理サーバに限らず、主記憶容量による制限とプロセッサ処理容量による制限が発生するリアルタイムデータベース構築時には幅広く応用が可能な技術である。

## 5.2. サーバベース・シームレス・ハンドオーバ技術の提案

サブネット間ハンドオーバ時の通信断時間の短縮及びパケットロス防止(シームレス・ハンドオーバ)の実現を目指し、様々な方式が提案されているが、一般にアクセスルータ(AR)へ機能を追加し AR 間の連携により実現するため、様々なメーカーの多数の AR で構成する網の場合、機能追加及び相互接続の確認に要する作業が多く、スムーズな導入の妨げになる可能性がある。また、シームレス・ハンドオーバ実現のために新たに導入された AR と MN 間の信号についてはハンドオーバ毎に認証が必要であるが、方法が未解決などの課題がある。

そこで、本論文では、シームレス・ハンドオーバ実現のために必要な機能を、AR ではなく、複数の AR で共有して使用可能な DHCP サーバ及びホームエージェントへ配備することで、機能追加が必要な装置数を削減し装置間の連携を不要とする機能配備案と、それを実現する新たなプロトコルを提案した(第 4.5 節、第 4.6 節)また、本提案では、従来の代表的なシームレス・ハンドオーバ方式である FMIP の課題(L2 処理時間の短縮方法、ハンドオーバ信号の認証など)を解決することを示し、さらにハンドオーバ時の DHCP 手順についても従来技術に比べて削減することを示した(第 4.5 節、第 4.7 節)。

また、LinuxOS の端末及び DHCPv6 サーバ上に提案方式の一部(高速ハンドオーバ機能)の試作ソフトを実装し、モバイル IP ソフト、無改造の市販ルータ及びレイヤ 2 設備と組み合わせて問題なく動作することを示した(第 4.8.1 項)。さらに、提案方式のハンドオーバ処理時間(通信断時間)を測定し、ソフト最適化時には、サービスエリア内で無線 LAN を 4ch 使用してもハンドオーバ処理時間約 100ms を実現できる見通しがあることを示した(第 4.8.2 項)。

従来のシームレス・ハンドオーバ方式では、サービスエリア内の移動端末が接続する全リンク内のルータ(アクセスルータ)にシームレス・ハンドオーバ対応機能を配備したそれらルータ間でシームレス・ハンドオーバ対応手順の相互接続検証を行う必要があ

った。これに対し、本提案では、複数のリンクで共有するサーバへ同機能を集約配備しシームレス・ハンドオーバを実現する世界初的方式である。本方式はマクロモビリティ技術の種類や、無線方式に依存せず適用可能な技術であり、ユビキタスサービスを広域で経済的に実現する上で有効に働くものとする。なお、本方式については、IETFで標準化に向けて提案中である。

### 5.3. 今後の課題

本論文の研究では、センサやアクティブタグを含む様々な移動端末が広域に移動しながら任意の相手との通信を行う状況を想定し、段階的に増加していく端末数に応じてスケラブルにモバイルネットワークを構築するために必要な技術の検討を行った。すなわち、各端末の通信機能及びネットワークに要求する通信機能については同等かつ時間軸に対して不変と見なしている。

ところが、センサやアクティブタグなど特定の用途に用いる小型端末とPCや携帯電話など汎用の用途に用いる端末では、リソースの制限から実装可能な通信機能は大きく異なる。また、ネットワークに要求する機能も当面は大きく異なると思われる。たとえば、当面センサやアクティブタグの大多数は固定の場所に設置され通信相手も特定の端末と想定されるが、PCや携帯は移動中でも自宅の固定のPCと同様の使い勝手を今後ますます求められていくと思われる。このため、ユビキタスサービスを効果的にかつ早期に実現するためには、様々な端末とサービスの普及のシナリオを想定し、ネットワークが提供する通信機能についても段階的に拡充していく戦略が必要と考えている。たとえば、PCや携帯などヒトが通信の主体となる端末については、現状とほぼ同数の端末数を前提に、広帯域化と広域でのモビリティサポートを優先する。そして、今後端末数において支配的になると見込むセンサやアクティブタグなどの小型端末については、大規模かつ広域な通信サービスの提供を優先し、モビリティ、任意の端末との通信サポート、広帯域化などは割り切ることで低価格なユビキタス通信サービスを早期に立ち上げ、その後それら機能を拡充する、等の戦略が考えられる。ただし同戦略が成立するためには、将来の機能追加を容易にしつつそのためのオーバーヘッドを最小とするアーキテクチャが必要である。

今後は、端末とサービスの普及シナリオを考慮した戦略の明確化と課題抽出を行い、ユビキタスサービスの実現に向けた検討を進めていきたい。

# 謝辞

本研究は、筆者が NTT ネットワークサービスシステム研究所、早稲田大学情報生産システム研究科において、2002 年から行ったものです。本論文執筆に関して懇切なご指導、ご鞭撻を賜った早稲田大学大学院情報生産システム研究科教授小柳恵一博士に心からの深謝の意を表します。

上司として本研究を行なう機会を与えて頂いた NTT ネットワークサービスシステム研究所主任員増田悦夫博士(現流通経済大学教授)、渡部信幸部長、赤池武志部長、高木康志 D P リーダ、伊東匡グループリーダ、平野美貴グループリーダに深く感謝致します。

また、研究遂行にあたり、日々、有益なご討論、ご助言を頂いた、NTT ネットワークサービスシステム研究所、早稲田大学大学院小柳研究室の方々に心から感謝申し上げます。

最後に、家族をはじめ多くの方々の協力を得て研究成果をまとめることができましたことを深く感謝いたします。



# 参考文献

## 文献

- 【1】 斎藤他、"広域ユビキタスネットワークインフラストラクチャに向けた考察," 信学会論文誌 B, Vol.J88-B, No.11 pp.2128-2136. 2005 年 11 月.
- 【2】 Masahiro Ishiyama, Mitsunobu Kunishi, Keisuke Uehara, Hiroshi Esaki, and Fumio Tereraoka, "LINA: A New Approach to Mobility Support in Wide Area Networks," IEICE Trans. Communications, 2001.
- 【3】 H. Schulzrinne and E. Wedlund, "Application-Layer Mobility using SIP," ACM Mobile Computing and Communications Review, Vol. 4, No. 3, July 2000, pp. 47-57.
- 【4】 F. Watanabe, "IMT-2000 and beyond IMT-Radio technologies toward future mobile communications-," IEICE Trans. Commun., vol. J84-B, no. 9, pp. 2341-2347, Sept. 2001.
- 【5】 総務省報道資料, "電気通信サービスの加入契約数の状況 (平成 18 年 6 月末)," [http://www.soumu.go.jp/s-news/2006/060915\\_4.html](http://www.soumu.go.jp/s-news/2006/060915_4.html), 2006 年 9 月 15 日.
- 【6】 鈴木滋彦, "高度インテリジェントネットワーク," 電子情報通信学会, 1999.2.5.
- 【7】 千村保文, "VoIP の標準化動向," 信学誌, vol. 83, no. 4, pp.302-307, April 2000.
- 【8】 C. E. Perkins, "Mobile IP," IEEE Commun. 50th Anniversary Issue, pp. 66-82, May 2002.
- 【9】 平野正則, 山根道広, 山崎幹夫, 木ノ内康夫, 林誠治, "高度 IN 用サービス制御ノードにおけるメモリデータベースのリカバリ方式," 信学論(B-I), vol. J80-B-I, no. 8, pp. 596-608, Aug. 1997.
- 【10】 小寺誠, 碓氷明寿, 中山敬, 川上英, "広域網における分散データベース管理システム," 信学技報, DE91-49, pp.9-16, 1991.
- 【11】 中尾昌善, 古川知幸, 定兼良宏, 布施輝明, "分散システムの運転管理方式," NTT R&D, vol.45, no.8, pp. 775-782, 1996.
- 【12】 E. Masuda, T. Mishima, N. Takaya, K. Nakai, and M.Hirano, "A large-capacity service control node architecture using multicasting access to decentralized databases in the advanced intelligent network," IEICE Trans. Commun., vol. E84-B, no. 10, pp. 2768-2780, Oct. 2001.
- 【13】 K. Kawase, M. Hirano, E. Masuda, H. Imagawa, and Y. Kinouchi, "Dynamic load balancing of a service control node in the advanced intelligent network," IEICE Trans. Commun., vol. E82-B, no. 6, pp. 877-885, June 1999.

- 【14】 市川裕介, 佐藤基, "Web サーバのログに基いたアクセス傾向の分析," 信学技報, IN99-65(CQ99-43), pp.13-18, 1999.
- 【15】 五嶋一彦、松尾勇二, "D60/70 デジタル交換方式," 信学誌, vol. 67, no. 5, pp.501-523, May 1984.
- 【16】 C. Perkins, et al., "IP Mobility Support for IPv4," RFC 3344, August 2002.
- 【17】 D. Johnson, et al., "Mobility Support in IPv6," RFC3775, June 2004.
- 【18】 IEEE Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, IEEE Standard 802.11, 1999.
- 【19】 R. Koodli, Editor, "Fast Handovers for Mobile IPv6," RFC4068, July 2005.
- 【20】 R.Koodli, et al., "Adapting Mobile IPv6 Fast Handovers for IPv4," draft-koodli-fmipv4-00.txt, Oct. 2004.
- 【21】 J. Kemp, et al., "Bootstrapping a Symmetric IPv6 Handover Key from SEND," draft-kempf-mobopts- handover-key-00.txt, Jun. 2004.
- 【22】 T. Narten, et al., "Neighbor Discovery for IP Version 6 (IPv6)," RFC 2461, December 1998.
- 【23】 S. Narayanan, Ed., "Detecting Network Attachment in IPv6 Networks (DNav6)," draft-ietf-dna-protocol-02.txt, Oct. 2006. (work in progress)
- 【24】 H. Soliman, et al., "Hierarchical Mobile IPv6 mobility management (HMIPv6)," RFC4140, Aug. 2005.
- 【25】 H. Takahashi, et al., "Transmission Quality Evaluation of Hierarchical Mobile Ipv6 with Buffering Using Test Bed," Proceedings of IEEE VTC. 2003 Spring, pp. 2246 - 2250, April 2003.
- 【26】 J. Hu, et al., "Hierarchical Cache Design for Enhancing TCP over Heterogeneous Networks with Wired and Wireless Links," IEEE Trans. On Wireless Communications, Vol.2 No.2, pp.205 - 217, Mar. 2003.
- 【27】 Velayos, H. et al., "Techniques to reduce the IEEE 802.11b handoff time," 2004 IEEE International Conference on Communications, Vol.7, pp. 3844-3848, June 2004.
- 【28】 R.Droms: "Dynamic Host Configuration Protocol," RFC 2131, Mar 1997.
- 【29】 S.Alexander, et al.: "DHCP Options and BOOTP Vendor Extensions", RFC 2132, Mar. 1997.
- 【30】 R. Droms, Ed. "Dynamic Host Configuration Protocol for IPv6 (DHCPv6)," RFC3315, July 2003.
- 【31】 A. Mishra, et al., "An Empirical Analysis of the IEEE 802.11 MAC Layer Handoff Process," ACM SIGCOMM Computer Communication Review, Volume 33 Issue 2, pp. 93 - 102, April 2003.
- 【32】 N. Moore, "Optimistic Duplicate Address Detection (DAD) for IPv6," RFC4429, Apr. 2006.

- 【33】 國司光宣, 他, "階層型マイクロモビリティプロトコルを用いたハンドオーバー時間の解析と高速化手法," 信学論(B), VOL.J87-B No.10 October 2004.
- 【34】 Plummer, D., "An Ethernet Address Resolution Protocol," RFC 826, MIT-LCS, November 1982.

# 本論文に関する原著論文

## 1. 論文

### 学術誌原著論文

- 【A1】 小川 猛志, 伊東 匡, "DHCP をベースとしたシームレス・ハンドオーバ方法の研究," 電子情報通信学会論文誌, Vol. J88-B, No.11, pp2228-2238, 2005 年 11 月.
- 【A2】 小川 猛志, 増田悦夫, "データベースアクセス要求の偏りを考慮した分散サービス制御プラットフォーム," 電子情報通信学会論文誌, vol.J86-B, no. 3, pp.385-399, 2003 年 3 月.  
Takeshi Ogawa, Etsuo Masuda, "A scalable service control platform based on the locality of database access requests in the mobile communication network," Electronics and Communications in Japan, B, Vol. J83-B, No. 7, pp. 991-998, July 2004.

### 国際会議・シンポジウム(査読のあるもの)

- 【A3】 Takeshi Ogawa, Tadashi Itoh, Keiichi Koyanagi, "Proposal of DHCP-based fast handover methods IPv6 and IPv4," WTC Congress 2006, Budapest, Hungary, May 2006.
- 【A4】 Takeshi Ogawa, Etsuo Masuda, "A scalable service-control-platform based on database traffic characteristics for advanced intelligent service in the PSTN/IP network," IEEE CQR 2002, Okinawa, Japan, May 2002.

## 2. 講演

- 【C1】 小川 猛志, 中村 義和, 伊東 匡, 小柳 恵一, "ロケーションプライバシと複製検出を両立するセンサグループ認証方法の提案," DICOM02006, 香川, 日本, 2006 年 7 月.
- 【C2】 小川 猛志, 平野 美貴, 伊東 匡, "DHCP の拡張によるシームレス・ハンドオーバ実現方法の検討," 電子情報通信学会 NS 研究報告, NS2007-177, pp27-30, 2004 年 12 月.
- 【C3】 小川 猛志, 平野 美貴, 伊東 匡, "MIPv6 シームレス・ハンドオーバ機能の集約配備に関する一検討," 電子情報通信学会ソサエティ大会講演論文集, B-6-5, 2004 年 9 月.
- 【C4】 小川 猛志, 水戸 道晴、大西浩行、吉武 秀人, "FMIP における IPsec SA 設定方法の一検討," 電子情報通信学会総合大会講演論文集, B-6-52, 2004 年 3 月.
- 【C5】 小川 猛志, 水野 志郎, 増田 悦夫, "分散サービス制御ノードの予備方式に関する一検討," 電子情報通信学会総合大会講演論文集, B-6-26, 2003 年 3 月.
- 【C6】 小川 猛志, 水野 志郎, 大西 浩行, 高橋 知己, "MobileIPv6 網と IPv4 網の接続方法", 電子情報通信学会ソサエティ大会講演論文集, B-6-66, 2002 年 9 月.



- 【C7】 小川 猛志, 増田 悦夫, "Zipf 則に基づく DB 検索手法を採用するスケーラブルサービス制御プラットフォーム", 電子情報通信学会総合大会講演論文集, B-6-163, 2002 年 3 月.

### 3. その他

#### 標準化寄書

- 【D1】 Takeshi. Ogawa, "DHCPv4 Extensions and Option for Fast Handovers," draft-ogawa-mobopts-dhcpv4-fho-00.txt, IETF, July 2005.
- 【D2】 Takeshi. Ogawa, "DHCPv6 Options for Fast Handovers," draft-ogawa-fhopt-00.txt, IETF, Mar. 2004.
- 【D3】 Takeshi. Ogawa, Hiroyuki Ohnishi, Hideto Yoshitake, "Security Association for FMIP Messages," draft-ogawa-security-association-fmipv6-00.txt, IETF, Mar. 2003.

#### 特許

- 【D4】 小川 猛志, 増田 悦夫, 水野 志郎, "サービス制御ノードシステムの予備方式," 特開 2003-258997, 2003 年 9 月.
- 【D5】 小川 猛志, 増田 悦夫, 水野 志郎, "信号装置間通信システム," 特開 2003-174474, 2003 年 6 月.